

KOREAN PATENT

* Publication No. 10-1999-0036054 (May 25, 1999)

* Application No. 10-1998-0700719 (January 26, 1998)

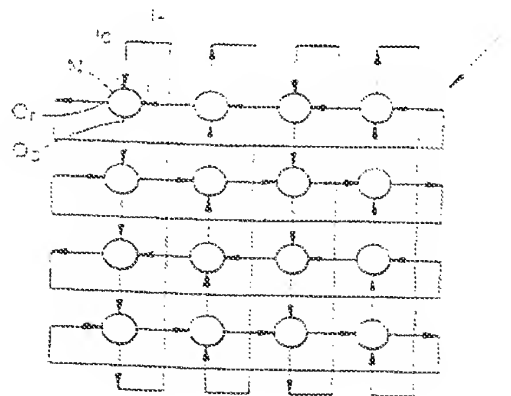
[Abstract]

PACKET ROUTING METHOD AND PACKET ROUTING DEVICE

In a method of routing a packet carried on a network having a generally regular topology, the packet is received at a node where a local routing decision is made. The packet is output in a direction selected according to the routing decision. The packet carries, in addition to a destination address, a directional flag indicating explicitly the preferred direction of onward travel and the routing decision is made using the flag. A number of flags may be used corresponding to different dimensions of the network.

[Representative Figure]

FIG. 2



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(51) Int. Cl. ⁸ H04L 12/56	(11) 공개번호 특 1999-0036054
	(43) 공개일자 1999년 05월 25일
(21) 출원번호 (22) 출원일자 변역출원일자 (86) 국제출원번호 (86) 국제출원출원일자 (81) 지정국	10-1998-0700719 1998년 01월 26일 1998년 01월 26일 PCT/GB1996/01823 1996년 07월 26일 AP ARIPO특허 : 케냐 레소토 말라위 수단 스와질랜드 케냐 EA 유라시아특허 : 아르메니아 아제르바이잔 벨라루스 키르기즈 EP 유럽특허 : 오스트리아 벨기에 스위스 리히텐슈타인 독일 덴마크 스페인 프랑스 영국 그리스 이탈리아 룩셈부르크 모나코 네덜란드 포르투갈 오스트리아 스위스 독일 덴마크 스페인 핀란드 영국 국내특허 : 아일랜드 알바니아 오스트레일리아 바베이도스 불가리아 브라질 캐나다 중국 쿠바 체코 에스토니아 그루지아 헝가리 이스라엘 영 아이슬란드 일본
(30) 우선권주장	9515536.2 1995년 07월 28일 영국(GB) 95306590.1 1995년 09월 19일 EPO(EP) 95306590.1 1995년 09월 19일 EPO(EP)
(71) 출원인	브리타쉬 텔레커뮤니케이션즈 파블릭 리미티드 컴퍼니 세모스 로버트 어 니스트 박커스
(72) 발명자	영국 런던(우편번호: 아서1에어 7에이제어) 뉴케이트 스트리트 81 코터 데이비드 영국 서포크(우편번호: 아이피124제이엔) 우드브릿지 무어필드로드 23 타달 마틴 크리스토퍼
(74) 대리인	영국 임스위치(우편번호: 아이피41피알) 로즈베리 로드 73 김영신, 강성구

심사청구 : 없음

(54) 패킷 루팅 방법 및 장치

요약

일반 정규 위상을 가지는 네트워크상에서 전송되는 패킷을 루팅하는 방법에 있어서, 로컬 루팅 결정이 될 때 노드(N)로 패킷이 수용되며, 루팅 결정에 따라 선택된 방향으로 패킷이 출력되고, 패킷은 수신지 주소에 추가하여 바람직한 전송 방향을 정확히 지시하는 방향 플래그를 전송하고, 루팅 결정은 상기 플래그를 이용하여 만들어지며, 다른 네트워크의 차이에 따라 다수의 플래그가 이용될 수 있는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법 및 장치.

대표도

도2

영세서

기술분야

본 발명은 네트워크 상의 패킷을 루팅하는 방법과, 이 방법을 수행하기 위해 채용된 노드와 네트워크에 관한 것이다.

배경기술

패킷 루팅 네트워크는, 예를 들면 멀티 프로세서 컴퓨터의 다른 프로세서를 서로 연결하거나 다수의 컴퓨터를 연결하는 LAN의 기초로서 사용되어 질 수 있다. 장래에는, 네트워크 같은 것들이 가상·실제 환경-가상 회의 장소'-의 설비 공유와 같은 프로세싱 애플리케이션을 분배하거나 또는 예를 들면 금융 기관 내에서 데이터의 빠른 조합 시각화를 위해 사용되어지는 것을 상상할 수 있다. 또한 네트워크는 예를 들어 전기통신망에 사용된 패킷 스위치의 내부 구성을 위해 사용되어질 수도 있다.

상기 언급한 모든 예들은 초고속, 즉 10Gbit/s나 그 이상의 속도에서 작동 가능한 네트워크로부터 얻어

질 것이다. 상기 속도를 얻기 위해서는 장애가 있는 루트 결정 과정이 없고 출발지로부터 목적지까지 주행 시간을 최소화하기 위한 패킷의 효율적인 루트가 필수적이다. 이것은 본 출원인에 의해 출원중에 있는 국제 특허출원 번호 제 PCT/GB95/01176호에서 '자동 루팅'으로 공지된 기술 분류를 사용할 것이 제안되었다.

자동 루팅은, 집중되거나 분산된 형태의 네트워크 데이터 베이스를 조사하지 않고 결정된 각 노드에서 루트내의 패킷 교환량을 통한 네비게이션 방법이다(자동 루팅의 형식적인 정의에 대해 참조가, 하기에 언급한 참조 [14]의 바란셀과 그 외에 의한 논문에 의해 만들어진다). 루팅 결정은 패킷 헤드로부터 추출되는 정보(대개 목적지 주소)에 근거하여 만들어진다. 네트워크내에서 루팅 결정을 하기 위해 필요한 시간은 단일 패킷을 위한 전송시간보다 길지 않다. 만약 이 상태가 지켜지지 않는다면 노드에서 서비스 속도에 따른 패킷 도달 속도의 비율이 1보다 커질수 있기 때문에 시스템이 불안정하게 되어 대기 행렬 길이가 불확실하게 길어진다. 빠른 전송 속도나 짧은 패킷 길이를 위해 안전 판별법은 만족하기가 더 어렵다.

멀티-Gb/s 전송 속도에서 초고속 네트워크 작동의 경우에 특히 전송 포맷이 고정된 길이의 패킷이나 길이가 최대 수십 바이트의 셀을 사용할 때 아주 엄격한 규칙이 된다.

예를 들어 ATM 셀이 53-바이트 길이이고 피크 비트 속도가 100 Gbits/s[1]라고 가정하면, 도달하는 각 셀을 위해 다음 양무-전송되어질 셀상의 적당한 출력 링크를 선택하고, 경로를 해결하는-를 수행하기 위해 노드는 단지 몇 나노세컨드를 가진다. 파이프-라인 모드에서 형성된 다수의 분리 과정으로 이들 임무를 차단함으로써 상기 상황이 완화될 수 있다. 그럼에도 불구하고 공정 시간을 최소화하기 위해 가능한 간단하게되는 회선 생략 해결과 루팅을 위해 사용되는 처리인 초고속 네트워크가 필수적이다.

초고속 네트워크에서의 회선 생략 해결과 루팅의 단순화를 하는 목적은 광자 장치의 기술적 제한 때문이다. 최근의 실험은 100Gb/s 이상으로 접근하는 단일 채널 속도, 단일 파장에서 데이터를 전송하기 위한 광네트워크를 위한 포텐셜을 증명하고 있다. 이들 네트워크에서 전송 비트 속도는 전자 장치의 속도보다 높다. 그러나, 루팅하기 위한 장치는 비트 레벨과 패킷 레벨[1]-양자화의 두 레벨에서 프로세서의 조합과 관계가 있다. 초고속 네트워크에서, 비트 레벨에서의 프로세서는 적어도 비트 주기(피코세컨드 크기)만큼 빠른 반응 시간을 가지는 광자 장치를 필요로 하고, 이때 패킷 레벨의 프로세서는 패킷 속도(나노세컨드 크기)에서 고속 전자를 사용하여 형성될 수 있다. 광자 로직 장치는 전자 장치보다 훨씬 발달되었지만 이것은 기본적인 기능을 가지고 비교적 불완전하게 정적이고 전력이 번약하고 가격이 비싸며, 다가올 미래에 발전된 비코 레벨을 얻을 것 같지도 않다. 고속 자동 루팅 네트워크를 위한 필수 요소는 최소로 감소되어야 할 비트 레벨 프로세서의 복잡성과 수이다.

미국 특허 공보 제 5105424호에는 거대 집적 전자 병렬 프로세서내에서의 사용을 위한 루팅 조직의 한 예가 개시되어 있다. 조직은 소스로부터 착신지까지 따라야 하는 패킷인 전체 경로를 패킷의 소스에서 결정하는 것과 관계가 있다. 경로는 상대 주소의 순서로써 정의되고, 헤더의 형성에 있어 메시지 패킷에 부가된다. 루팅은 다른 계산 노드와 관계가 있는 루팅 자동 장치에 의해 실행된다. 출력에 될 패킷 방향은 헤더의 상대 주소를 조회함으로써 자동 기계에서 결정되고 헤더는 경로의 이전 부분과 관계한 무를 없애므로써 경선된다. 이것의 어셈블은 모든 노드에서 변경되고 처리되고 판독된다는 것이다. 이들 복잡한 레벨 프로세서의 전반적 중요성을 이용한다. 또한 선결된 경로로부터 편향을 허락치 않기 때문에 편향 루팅은 사용되어질 수 없다. 이는 노드가 통신량의 과부하 상태에서 회선 생략을 해결하기 위한 대형 버퍼를 포함하기 위해 필요하다.

미국에서 1989년 3월 컴퓨터와 커뮤니케이션에 대해 피닉스 컨퍼런스에서 출판된 다 와이 청의 논문 214-218페이지에 상기한 미국 특허와 같은 패킷의 헤더에서 상기 경로를 프로그래밍하고 소스에서 패킷의 경로를 완전히 결정하는 루팅 조직이 공지되어 있다. 이는 소스에서의 조사표와는 달리 연산 알고리즘을 사용하여 결정되는 경로에 의한 것이다. 그러나, 상기 조직에서처럼 매개 루팅 노드는 상기 논문에서 '맨딩 노드'로 지칭되고, 자동 루팅 결정을 하기 보다는 루팅 정보를 간단히 판독하여 이에 작용한다. 상기 논문에서 채용한 접근법은 가급적 판독되어야 하는 패킷 헤더로의 모든 루팅 정보가 갱신되고, 갱신된 루팅 정보를 중복하여 써야 할 패킷 헤더가 아직 필요하다. 다시, 상기 비트-레벨 프로세싱의 양은 비트를 고속으로 작동하기 위한 시스템 환경에서 확실히 불리하다. 그럼에도 불구하고, 상기 논문은 편향 루팅의 가능성에 대해 언급하고 있고, 결정론적인 본성 때문에 루팅 조직이 접근법과 같은 데 잘 적용되지 않는다. 상기 조직에서 만약 편향이 발생한다면, 편향 노드는, 패킷의 원래 소스인 편향에 영향을 미치는 편향 노드이지만 패킷 착신지를 유도하는 전체 경로를 위한 루팅 정보를 재계산하여야 한다. 이들 방법은 패킷 헤더내에서 암호화된 선결된 루트를 사용하기 때문에 자동 루팅 방법은 아니다.

발명의 상세한 설명

발명의 요약

본 발명의 제 1 태양에 따르면, 일반적인 정규 위상을 가지는 네트워크 상에서 실행되는 패킷 루팅 방법으로,

- (a) 노드에서 패킷을 수용하는 단계;
- (b) 패킷을 수신하는 방향성 플래그와 착신지 주소를 판독하는 단계;
- (c) 방향성 플래그의 수치에 따라 로컬 루팅 결정을 하는 단계;
- (d) 루팅 결정에 따라 선택된 방향에서 노드로부터 패킷을 출력하는 단계로 구성되며, 상기 방향성 플래그는 패킷을 위해 방향적인 전송 방향을 정확하게 가리킨다.

'방향성 플래그'란 용어는 경로를 완전히 정하지 않고도 소스로부터 착신지까지의 패킷의 방향적인 전송 방향을 지시하는 데이터의 간단한 유닛을 표시하고, 여기에는 패킷의 소스로부터 착신지까지 패킷에 의

해 위피트는 루팅 노드와 정확한 연속 링크가 있다. 이것은 네트워크의 각 차원을 위해 단일 비트로 구성되어질 수도 있다.

따라서 '루팅 루팅 결정'이란 용어는 패킷이 소스를 떠날 때 선결되지 않고 루팅 노드에서 지역적으로 만들어지는 출력 경로 선택을 나타낸다.

본 발명은 최소 프로세싱을 구비한 자동 루팅 프로토콜을 제공하고, 아직까지는 가장 복잡한 루팅 메커니즘에 필적하는 네트워크와 루팅 효율성을 제공한다. 이것은 추측 방법(경계표를 사용하지 않는 자동 네비게이션)의 개념에 근거한 접근법을 사용한다. 상기 접근법은 네트워크 노드내에서 전체 프로세싱을 크게 감소시키고 또한 비트 레벨 프로세스를 최소화하고 간단화한다. 다른 기본 프로토콜, 랜덤 루팅처럼 추측 방법은 로바스트이고, 네트워크의 불규칙과 고장의 허용치는 뛰어나고 이행하기 간단하고 즉시 측정할 수 있다. 그러나, 전형적으로 아주 비효율적인 랜덤 루팅과는 달리 추측 방법은 양호한 네트워크 실행과 루팅 효율을 제공할 수 있다.

바람직하게도 패킷은 광네트워크를 실행하는 광패킷이다.

그러나 상기 방법이 광네트워크 특히 광자장치에 사용될 때 이점이 제공되지만, 네트워크와 같은 것과 사용될 때 제한이 있지는 않다. 또한 고속 전자 네트워크나 전자 스위칭 로직을 사용하는 광네트워크와 같은 곳에 사용될 때 이점이 주어진다.

바람직하게 네트워크는 적어도 두 차원을 가지고, 패킷은 적어도 두 방향 플래그에서 네트워크의 차원중 하나를 전송한다.

네트워크는 아래에 상세히 설명된 맨하탄 스트리트 네트워크와 같은 노드의 배열에 연결된 메시를 포함할 수도 있다. 추측 방법은 네트워크가 정규 또는 우세한 정규 레이아웃을 가진다는 사실을 이용한다. 예를 들면, 컴파스의 주축과 결합된 행과 열을 가지는 정규 직각 메시 네트워크에서, 패킷은 북과 동에 위치한 확산지를 인식할 수도 있다. 선택에 의한 네트워크를 통해 패킷 자동-네비게이션은 확산지를 향해 넓게 유도하는 방향으로 전송하는 것이 가능하다. 패킷이 루팅 노드를 만날 때, 바람직한 진행 방향에서처럼 노드를 간단히 지시한다: 노드가 최적 방향을 계산하지는 않는다. 노드의 주요한 역할은 전체적으로 또는 부분적으로 노드의 주소를 패킷의 확산지 주소와 매치하는지를 체크하고, 최선 전략을 해결하는 것만은 아니다.

본 발명의 두 번째 태양에 따르면, 일반적인 정규 네트워크상에서 전송되는 루팅 패킷을 위한 노드를 제공하고, 노드는:

- a) 패킷을 수용하기 위한 입력;
- b) 패킷에 의해 전송되는 정보를 사용하여 로컬 루팅 결정을 하기 위한 루팅 결정 유닛;
- c) 각각 다른 방향내의 네트워크 상으로 패킷을 향하게 하는 다수의 출력;
- d) 루팅 결정 유닛의 출력에 따라 각각 다른 다수의 출력중 하나로 패킷을 향하게 하는 수단을 포함하고,

상기 루팅 결정 유닛은 패킷에 의해 전송되는 방향성 플래그에 반응하는 장치를 포함하고, 바람직한 진행 방향을 정확히 가리킨다.

본 발명의 제 3 태양에 따르면, 일반 정규 위상을 가지는 네트워크를 제공하고 발발명의 제 2 태양에 따른 다수의 노드를 포함한다.

본 발명의 제 4 태양에 따르면, 본 발명의 제 3 태양에 따른 네트워크에 의해 상호연결된 다수의 프로세서들 포함하는 컴퓨터 시스템을 제공한다.

도면의 간단한 설명

첨부한 도면을 참조로 종래 기술과 비교하여 본 발명의 실시예가 다른 태양으로 단지 예로써만 좀더 상세히 설명된다.

도 1은 본 발명을 수행하는 자동-루팅 프로토콜의 로직을 도시한 공정 계정도.

도 2는 16-노드 맨하탄 스트리트 네트워크를 도시하는 도면.

도 3은 네트워크 디멘션 n에 대해 $n \times n$ 크기의 MS-Nets에서 추측 방법을 효율적으로 사용하는 루팅을 도시하는 그래프.

도 4는 도 2의 노드중 하나의 구조를 도시한 개략도.

도 5는 0.003에서 0.99까지인 자유 슬롯내의 패킷의 삽입율의 다양한 수치의 버퍼를 가지지 않는 8×8 MS Net인 추측 방법 프로토콜을 사용하는 루팅을 위한 출 분포율을 도시하는 그래프.

도 6은 자유 슬롯내의 패킷 삽입율의 함수로써 본 발명의 실시예인 8×8 MS Net을 위한 패킷 반사율을 도시하는 그래프.

도 7은 자유 슬롯내의 패킷 삽입율의 함수로써 본 발명의 실시예인 8×8 MS Net의 상대적인 처리 능력비를 도시하는 그래프.

도 8은 자유 슬롯 내의 패킷 삽입율의 함수로써 최단 경로 루팅을 사용하는 8×8 MS Net의 상대적인 처리 능력비를 도시하는 그래프.

도 9는 자유 슬롯내의 패킷 삽입율의 함수로써 본 발명의 실시예인 8×8 MS Net 을 위한 패킷 출의 평균 값을 도시하는 그래프.

- 도 10은 다수의 컴퓨터를 연결하는 LAN으로써 사용되는 본 발명의 실시예인 네트워크를 도시하는 도면,
- 도 11은 다수의 LAN을 연결하는 WAN으로써 사용되는 본 발명의 실시예인 네트워크를 도시하는 도면,
- 도 12는 다중 처리 컴퓨터 시스템의 백본으로써 사용되는 본 발명의 실시예인 네트워크를 도시하는 개략도,
- 도 13은 버퍼 N×N 패킷 스위치를 도시하는 도면,
- 도 14는 패킷 스위치의 내부 구조로써 사용되는 본 발명의 실시예인 초고속 패킷 네트워크를 도시하는 도면,
- 도 15는 본 발명의 실시예인 시스템에서 사용된 다른 네트워크 위상 도시하는 도면,
- 도 16은 노드에서 처리 단계의 상세한 개략도,
- 도 17은 노드에서 광학적 레이아웃을 도시하는 도면,
- 도 18은 열과 일반적인 방향에 대해 교차점 스위치의 방위를 도시하는 도면,
- 도 19는 루팅 로직 프로세서를 도시하는 도면,
- 도 20은 회선 정렬-해결 로직 프로세서를 도시하는 도면,
- 도 21은 네트워크 시간 슬롯의 구조를 도시하는 도면,
- 도 22는 스위치 주파수대의 세분된 부분을 도시하는 도면,
- 도 23은 액세스 스위치로의 입력상의 회로 구조를 도시하는 도면,
- 도 24는 노드를 떠나는 패킷으로의 신호 삽입을 위한 회로를 도시하는 도면이다.

실시예

도 2에 도시한 바와 같이, 광네트워크(1)는 정규 메시 패턴에서 상호 연결된 다수의 노드(N)로 구성된다. 도 2에 도시된 실시예에서, 맨하탄 스트리트 네트워크(MS-Net) 위상이 사용된다. 이것은 두 개가 연결된 것으로 방향성 링크를 구비한 정규 네트워크이다. 이는 각 노드(N)를 떠나는 두 링크와 도달하는 두 링크를 구비한 짝수의 행과 열이다. 논리상 링크는 용기 표면상의 그리드를 형성하고, 반대 방향으로 진행하는 인접한 열과 행내에 링크를 구비한다. 도 2는 16-노드(4×4) MS-Net을 도시한다.

도 4는 각 노드(N)의 구조를 도시한다. 이는 노드의 열출력(0_i)으로, 행출력(0_c)으로 또는 노드의 호스트 로컬로 입력 패킷을 루트하기 위해 설정되는 스위치(2)를 결합한다. 상기 호스트는 예를 들어 각 노드에 연결된 다수의 프로세서중 하나일 수 있고, 멀티-프로세서 병렬 프로세싱 컴퓨터 시스템을 결합하여 형성할 수 도 있다. 상기 스위치(2)는 또한 적당할 때 노드가 로컬 호스트로부터 네트워크상으로 패킷을 삽입할 수 있도록 하기 위해 호스트로부터의 입력을 가진다.

스위치는 도 1에 도시된 새로운 루팅 조직을 이용하여 설정되고 본 발명자에 의해 '추축 방법'이라고 지칭된다. 노드를 작동하기 위한 상기 방법은 아래에 상술된다. 상기 방법을 실행하는 회로 또한 도 16에서 도 20을 참조로 하여 아래에 상술되고 적당한 요소의 예가 '구현 기술'이라는 제목으로 아래에 나타나 있다.

추축 방법

자동-루팅에 대한 종래의 접근법에서는 각 패킷은 헤더내의 착신지 주소를 전송한다. 이를 루트를 따라 패킷에 의해 만나는 각 네트워크 노드에서, 착신지 주소는 판독되고 상기 정보는 전송을 위한 최선의 경로를 계산하기 위해 사용된다. 전형적으로 루팅 알고리즘은 네트워크 위상의 정규성을 반영하는 노드를 위한 연속적인 연산 주소지정 조직을 사용함으로써 다루기가 쉽다.

추축 방법 접근법은 정규(또는 대부분 정규) 구조를 가지는 네트워크에 의존하고 유용하다. 논리적 상호연결의 레이아웃에 있어서, 위상의 추축에 평행하게 방향진 노드를 연결한다. 이 경우에, 착신지 주소에 추가하여, 각 패킷은 이를 착신지의 일반적인 방향에 대한 약간의 기본적인 정보를 전송한다. 예를 들면, 컴파스의 추축과 관련된 행과 열을 구비한 두 방향성 직각 그리드 네트워크에서, 패킷은 '북과 동'의 어떤 장소에 위치한 착신지인지 알 수 있다. 패킷 자동-네비게이트는 착신지를 향해 넓게 유도하는 방향에서 진행시키기 위해 가능하다면 선택에 의해 네트워크를 통한다. 패킷이 루팅 노드를 만날 때, 바람직한 진행 방향에서처럼 노드를 간단히 지시한다:노드는 최선 방향을 계산하지는 않는다. 상기에서 언급한 바와 같이, 노드의 주요 임무는 노드 전체 또는 부분의 주소를 패킷 착신지 주소와 매치하고, 최선 행위를 해결하기 위한 것만은 아니다.

추축 방법을 이용하는 루팅 노드의 논리적 기능은 도 1에 요약되어 있다. 노드 주소와 패킷 착신지 주소내의 대응하는 필드사이의 매치를 검출하는 비트 레벨 프로세서는 전체 착신지 주소를 조금씩 프로세싱하고 판독할 필요없이 초고속 광자장치[3-5]를 구비한 기본적인 단일 단계 작동을 이용하여 아주 효율적으로 실행된다.패킷이 네트워크 상에 제일 먼저 위치할 때, 검사표나 최단 경로 알고리즘은 착신지 노드를 향한 방위를 결정하기 위해 사용되고, 상기 정보는 착신지 주소와 함께 패킷 헤더로 암호화된다. 알고리즘이나 조사 과정은 로컬 호스트의 비교적 느린 액세스 속도에서만 작동된다. 새로운 패킷이 출발하는 장소는 상기 루팅 정보로 패킷을 액세스 하는 곳이고 네트워크내의 단지 한 점이다. 반드시 전송되어야 할 각 패킷의 방향성 정보의 필요량은 아주 작고: 네트워크 토폴로지의 각 추축당 단지 1비트이다. 예를 들면, 다음 섹션에 묘사한 바와 같이, 방향성 정보는 맨하탄 스트리트 네트워크(MS-Net)의 경우에 단지 2비트이다. 방향성 정보는 착신지로 네트워크를 가로지르는 패킷에 의해 전송되고 전송되는 동안 때때로 변형된다. 패킷이 패킷 착신지 주소의 대응 필드와 정확한 매치하는 필드를 포함하는

주소의 루팅 노드와 만났을 때 정보가 변형될 수 있다(즉, MS-Net에서 루팅 노드가 패킷 착신지와 동일한 열이나 행에 위치할 때). 착신지는 두 개의 주소가 완전히 매치될 때 발견된다.

맨하탄 스트리트 네트워크

아래에 기술된 추측은 추측 방법 접근법은 공지된 MS-Net[6-8]의 환경에 보다 상세히 기술되어 있으며, 두 개가 연결된, 비방향성 링크를 구비한 정규 네트워크이다. 상기 네트워크의 유리한 특성은 이것의 충분한 접속성 때문이다. MS-Net은 회선 정황 해결을 위한 간단한 편향 방법에 가장 적합하다. 버퍼가 없거나(또 포대이도 루팅)작은 수의 버퍼[8, 9]를 가진 과부하하에서도 실행이 잘 된다. 상기는 또한 초고속 원네트워크를 위한 폭히 유용한 형태이고, 기술적 한계가 작은 값[10]의 실제 버퍼 깊이를 억제한다. 풍부한 접속성은 또한 로버스트 네트워크를 만들고, 멀티 링크 고장을 극복할 수 있다.

MS-Net에서 루팅 결정을 패킷에 의해 만나는 모든 노드에서 만들어져야한다. 막상적[7]은 뛰어난 효율성으로 작동하는 다양한 결정 루팅 규칙을 묘사한다.

상기 규칙은 네트워크의 정규 구조를 이용하고, 단조 연산 연속에서 행과 열로 일종어지는 주소 지정 구조에 의존한다. 상기 루팅 규칙의 결정은 모든 루팅 노드에서 모든 패킷에 다수의 복잡한 계산을 실행해야하고 전체 착신지 주소를 판독해야할 필요가 있다는 것이다.

추측 방법 규칙

추측 방법 접근법에서, 각 패킷은 착신지를 향한 다음의 방향성 방위에 의해 네트워크를 통한 경로를 찾는다. 착신지는 네트워크 메시내의 '착신지 행'과 '착신지 열'의 교차점에 위치한다. 네트워크로 처음 삽입되는 패킷이 있는 곳에, 착신지를 향한 최단 경로를 지시하는 네트워크 레이어아웃의 추측에 대해 두 개의 초기 방위가 주어진다. 이들 '착신지 방위'는 각 추측당 1 비트, 2 비트 단어에 의해 나타내어질 수 있다. 편리한 표기를 위해 둘은 '동-서'를 나타내고, '북-남'으로써는 MS-Net내의 행의 논리적 방위를 나타낸다.(MS-Net의 환경 위상에서는, 북-남 방향은 정규 방향이고 연속적이며, 곳에서 북쪽을 가지는 지구의 북-남 위도와는 다른다는 것을 주의하라.) 패킷을 위한 적당한 착신지 방위의 설정은 '북과 남'일 수도 있다. 착신지 방위는 다음의 간단한 규칙에 따라 선택된 방향적인 루팅을 필요로하는 루팅 결정이 있는 네트워크의 각 노드에서와, 네트워크를 통한 이것의 진행상의 패킷에 의해 전송된다:

a) 만약 가능하다면, 패킷은 착신지 방향중 한 방향으로 진행한다. 만약 둘이나 또는 그런 방위가 가능하지않다면, 패킷은 선택된 경로를 무시한다(아래의 b나 c의 경우는 제외).

착신지 방위는 이제 상술할 특별한 환경에서만 변경이 된다. 각 노드에서 착신지 주소는 위치한 착신지 열이나 행을 보기위해 노드 주소의 열과 행 이름과 비교된다(그리고 만약 행과 열 주소가 모두 매치되면, 착신지가 발견된다). 보통적으로 패킷이 착신지 열과 행에 위치할 때 루팅 규칙이 적용된다:

b) 만약 패킷이 착신지 열(행)과 만난다면, 그리고 그 열(행)이 착신지 방위중 한 방위를 가리킨다면, 패킷은 방위를 바꾸고, 다른 경우라면 주 규칙 a에서처럼 진행된다.

c) 만약 패킷이 착신지 방위중 한 방향의 착신지 열 또는 행을 따라 진행된다면, 가능하다면 그 방향에서 계속되어야 하고, 다른 경우라면 주 규칙 a에서처럼 진행된다.

d) 만약 패킷이 착신지 열(행)을 가로지르면, 패킷을 위한 북-남(동-서) 착신지 방위는 체크되어야하고 필요하다면 재설정되어야한다.

e) 만약 패킷이 착신지 열(행)을 따라 진행된다면, 착신지 방위의 방향이 어떨든지간에, 편이 만들어지고 북-남(동-서) 착신지 방위는 체크되어야 하며, 필요하다면 재설정되어야 한다.

이들 간단한 루팅 결정은 양호한 효율성을 가지는 각 교차점에서 경로를 향해 선택되어질 수 있는 패킷상의 기초를 제공한다. 루팅 로직 프로세싱은 각 패킷을 위한 단지 4비트안의 정보만 필요한 이들 규칙을 실행할 임무를 가진다: i) 착신지 방위(2비트); ii) 착신지 열(행)이 어떨든지 간에 노드 열(행)(각 1 비트)과 매치. 이들 4 입력 비트를 사용하여 상기 규칙이 경사표, 기록 또는 연산할 필요없이 적은 수의 기본 논리 게이트를 사용하는 포스트 전자 회로소자로 실행되어질 수 있는 것처럼 루팅 로직은 충분히 간단하다. 상기 로직 회로는 약 4 게이트인 어떤 소선의 최대 길이와 다수의 평행한 소선으로 고안되어 질 수 있다. 루팅 로직 프로세서는 고속으로 작동되어질 수 있고, 멀티-Gbit/s 네트워크에서 자동 루팅에 적당한 속도로 결정되어야할 최선의 경로를 허용한다.

네트워크가 동방성이기 때문에, 루팅 명령은 네트워크내의 모든 교차점에 일반적이다. 추측 방법 접근법과 현재의 루팅 조직과의 사이에 중요한 차이점은 추측 방법은 어떤 조직 방법내에서 명령되어지는 네트워크 행과 열이 필요하지 않다는 것이다: 루팅이 특별히 연속적으로 배열되어지는 노드 주소에 의존하지 않기 때문에 이것들은 완전히 임의의 방법으로 명령되어질 수 있다.

루팅 효율성

보다 정교한 루팅 조직과 임의의 루팅 및 추측 방법을 사용하는 것을 포함하는 루팅 효율의 비교가 다양한 크기의 MS-Net으로 표 1에 도시되어 있다. 통신 복수가 없다고 가정하면(회선 정황은 다음 섹션에 고려된다), 패킷은 정확히 루팅 규칙에 따른다. 규칙은 노드로부터 나오는 두 출력 링크 사이의 선택이 없는 것을 지시하고 경로중 하나는 0.5의 비율인 랜덤으로 선택되어진다. 각 루팅 조직의 노드(출수예외)사이의 평균 거리는 네트워크내의 착신지와 각 소스 사이의 평균 거리를 결정함으로써 계산된다. 루팅 조직의 효율은 루팅 조직을 이용하는 노드 사이의 평균 거리에 의해 분할된 노드 사이의 평균 최단 경로이다. 추측 방법 루팅 조직의 경우에, 최단 경로 알고리즘(막상적의 결정적 규칙 1[7]에 근거한)은 소스로부터의 제 1 출력 링크를 선택하기 위해, 그리고 초기의 착신지 방위를 결정하기위해서만이 사용된다.

도 3은 N=4부터 64까지인 N×N크기의 MS-Net에서 추측 방법의 루팅 효율성의 변화를 도시한다. 8×8보다 큰 네트워크에서 효율은 네트워크 크기에 따라 느리게 변하고 항상 87%보다 크다.

표 1은 추측 방법의 효율 레벨이 각 노드에서 정교한 최단 경로 루팅 알고리즘을 사용하는 것을 포함할 수 있는 효율성에 상당하는 것을 도시한다. 그러나 추측 방법 접근법은 훨씬 간단하다: 이것은 전체 패킷 착신지 주소를 판독하고, 노드로부터 방사하는 링크 방향과 상한 노드의 상대적인 주소와 같은 데이터를 계산할 필요가 없게 한다. 이는 초고속 네트워크를 위한 중요한 이점이다.

노드 구조

네트워크는 고정된 길이의 패킷을 전송하고, 어떤 주어진 링크가 각 타임 슬롯내에서 최대 한 패킷을 전송할 수 있으므로 슬롯된다. 상기 네트워크 내의 노드 구조는 도 4[7]에 도시된다. 두 입력 링크(하나는 옆로부터, 하나는 행으로부터)상에 도달하는 패킷은 타임 슬롯이 루팅 스위치[11]에 정렬되게 하기 위해 비교적 적당할 지점이 주어진다. 각 타임 슬롯에서 노드는 전송하기 위해 네트워크로부터의 두 패킷을 수용할 것이다. 만약 패킷이 착신지에 도달한 때를 인식한다면 네트워크로부터 드롭되고 로컬 호스트로 전환된다. 동시에, 만약 빈 타임 슬롯이 입력상에서 감출된다면 패킷은 로컬 호스트로부터 수용되거나 네트워크로 입력될 수 있다. 루팅 스위치(전송을 위해 네트워크로부터 수용되거나 또는 로컬 호스트로부터 삽입되거나 간에)로 들어가는 모든 패킷은 추측 방법 조직의 규칙에 따라 출력 링크 중 하나로 루트되고 가능한 '착신지 범위'에 의해 지시되는 선택을 따른다.

노드는 작은 수의 패킷($K=0$ 부터 64)을 고정할 수 있는 양 포트상에 출력 버퍼를 가진다. 버퍼 크기에 따라 노드는 핫 포테이토 방법($K=0$)이나 만약 두 패킷이 동일 링크[6]상에서 밖으로 진행하는 선택을 지시한다면 발생할 수 있는 회선 경쟁을 해결하기 위한 편향 루팅 방법($K>0$)을 채용할 수 있다. 회선 경쟁이 발생하면, 양 패킷은 임의로 선택되는 두 패킷의 영향을 가지는 가능한 적어도 하나의 버퍼 슬롯을 제공하는 출력 버퍼를 선택하기 위해 영향된다. 그러나 만약 가능한 버퍼 공간이 없다면, 두 패킷 중 하나(임의로 선택된)는 다른 출력 포트에 편향된다. 두 패킷이 루팅 스위치에서 나타나고 특히 외향 루팅 선택을 가지지 않을 때, 패킷은 편향을 위한 캔디데이트가 될 것이다. 패킷이 특별히 외향 루팅 선택을 가지지 않고, 다른 구속이 없다면, 패킷은 임의로 선택된 출력 포트에 할당될 것이다.

호스트를 네트워크로 삽입하고자 하는 새로운 패킷을 다루기 위해 사용될 수 있는 두가지 간단한 방법이 있다. 한 방법은 바람직한 출력 포트가 가능해질 때까지 소스 버퍼내의 패킷을 고정하기 위한 것이다; 다른 대안은 패킷을 네트워크의 어떤 출력 링크나 버퍼가 가능하도록 즉시 삽입되도록 하는 것이다. 여기서는 후자의 방법을 택한다. 그러므로, 만약 $i=0, 1$ 또는 2인 가능한 타임 슬롯 $\{i$ 가 있다면(즉 2-f 패킷은 전송을 위해 네트워크로부터 수용된다), 그들의 바람직한 출력 포트가 가능한지는 상관하지 않고(즉 패킷이 그들의 소스 노드에서 편향을 발생할 수 있다) 새로운 패킷은 호스트로부터 삽입되어질 수 있다. 상기를 제공하기 위해, 소스에 있는 최단 경로 알고리즘 또는 경사표는 각 새로운 패킷을 위한 착신지 범위의 두 개의 설정을 제공한다: 한 개의 설정은 만약 패킷이 소스 노드에 바람직한 출력 포트에 전송된다면 사용되고, 반면 다른 설정은 만약 패킷이 다른 포트에 편향된다면 사용될 것이다. 더 이상의 편향이 없다고 가정하면 새로운 패킷이 주어진 소스 노드의 출력 포트로부터 착신지까지의 가능한 최단 경로를 찾을 수 있도록 하기 위해 착신지 범위가 선택된다. 상기 방법은 대개 새로운 패킷이 역색스 대가 행렬내에서 적은 시간을 소비하는 이점이 있고, 반면에 만약 패킷이 소스 노드에서 편향된다면 바람직하지 않은 출력 포트로부터의 가능한 최단 경로가 그 이상의 효율을 포함할 수도 있다. 최단 경로 알고리즘은, 소스 노드에 편향이 있을때와 없을 때 사용되어지는 초기 착신지 범위를 결정하기 위해, 또한 소스로부터 바람직한 출력 링크를 선택하기 위한 막심적의 결정적 규칙 1[7]에 근거한다.

네트워크 실험

패킷이, 최단 루트에 의한 착신지로 더 이상 유도되지 않는 착신지 범위인 위치로 편향되어질 수 있기 때문에 네트워크가 과부하될 때 자동 루팅을 위한 추측 방법 조직은 성능이 저하될 것으로 기대할 수 있다. 이를 조사하기 위해 교통부하기능으로써 64노드(8×8) MS-Net의 실험을 해보았다. 각 노드에서 새로운 패킷의 생성은 기억이 없고, 각 노드에서 패킷 생성의 평균속도는 동일하다. 착신지 노드의 선택은 일정한 분배를 따르고, 새로운 패킷의 루팅과 삽입은 네트워크 노드내의 출력 버퍼 상태에 의존하지 않는다.

핫 포테이토 표현($K=0$)으로, 제공된 부하의 다양한 레벨을 위해, 소스와 착신지 사이에 사용된 홉 번호의 분포들이 도 5에 도시되어 있다. 제공된 부하는 P_A 로 표시되어 있고, 소스가 새로운 패킷을 자유 타임 슬롯으로 삽입할 비율이다. 홉을 대 홉 번호에서 지수의 증가는, 심지어 0.99로 높은 P_A 에 대해서 추측방법 루팅 프로토콜의 신뢰성을 증명한다. 패킷이 악연하게 루트 또는 트랩되어지는 경향은 금지되지 않는다. 이것은 편향의 효과가 홉 번호를 증가시키는 것을 확인하는 것이고, 편향은 추측 방법 방법의 보전을 위해 좋게 하지는 않는다. 조직의 보전은 MS-Net을 위해 주기적인 토포그래피에 의해 보장된다. 다양한 버퍼의 크기를 위한 P_A 의 기능으로써 패킷 편향부분이 도 6에 도시되어 있다. 패킷의 큰 수가 선택된 출력링크와 상관없이 노드로 입력되기 때문에 버퍼가 없음에도 불구하고 최대 편향 부분은 단지 12.2%이다.

네트워크 효율의 결정적인 수치는 처리능력이다. 느린 상태에서, 네트워크에 의해 소스로부터 받아들여지는 패킷에서의 속도는, 착신지로 패킷을 전송하는 네트워크에서의 속도와 같아야 한다. 느린 상태 처리능력비는 타임슬롯당 노드로 전송되는 패킷의 평균수이다. MS-Net을 위한 이론적 최대 처리능력비(최단 경로 루팅을 가지는 최대 저장 전송처리 능력비)는 홉 수에 따른 평균 최단 경로에 의해 2로 할된다[8]. 8×8 MS-Net에서 처리능력비는 $2/5.02=0.399$ 이다. 이론적인 최대치에 의해 표준화된 실제 처리 능력비로써 상대적인 처리 능력비를 정하는 것은 유용하다. 표준화는 네트워크 크기에 따른 실제 처리 능력비의 의존성을 보상하고 달성되어지는 가능한 최대 처리 능력비의 양을 제공한다[8]. 도 7은 다양한 버퍼크기에 대한 상대적인 처리능력비대 P_A 를 도시한다. 핫 포테이토 편향($K=0$)에서 43%의 상대적인 처리능력비는 최대 네트워크 부하에서 떨어지고, 이것은 버퍼 깊이가 $K=4$ 일 때 79%로 증가한다. 도 8에 도시된 바와 같이, 기초적인 추측방법 접근법을 사용하여 얻어지는 상기 실험은 모든 노드에서 모든 패킷을 루팅하기 위해 최단경로 알고리즘을 사용하는 동일한 8×8 MS-Net의 실험과 잘 비교된다[8,9]. 이 경우, 55%의 상대 처리능력비는 최대 네트워크 부하에서 핫 포테이토 편향일 때 떨어지고, 버퍼 깊

이러한 K=4일 때 91%로 증가한다. 결론은 추축항법을 사용하는 단순성을 위해 처리되는 대가는 단지 상대적 처리능력비의 적당한 증가라는 것이다. 게다가, 추축항법을 위한 노드에서 필요한 프로세싱의 양이 최소이기 때문에 네트워크는 광자 장치를 사용함으로써 고속으로 작동을 유지할 수 있다(예를 들면, 100Gbit/s 라인 속도에서 패킷 헤더 주소 매칭이 최근에 증명되었다[5]). 그러므로, 상대적인 처리능력비의 적당한 감소에도 불구하고, 초당 전송되는 정보에 따른 절대적인 네트워크 처리 능력비에서 실질적인 이득을 얻을 수 있다.

다른 중요한 실험 메트릭은 지연이다. 전체 지연은 두 부분으로 구성되어 있다: 네트워크 내로 삽입되기 전에 호스트 버퍼내에서 패킷이 기다려야 하는 시간과 네트워크 지연이다(소스로부터 착신지까지 네트워크를 가로지르기 위해 패킷에서의 시간). 여기서는 후자의 대안만 고려한다. 각 홉에 의해 안내되는 지연(도 4), 출력버퍼에서의 대기 행렬 지연, 발명자는 초고속 광네트워크에서 주요한 요소가 전파지연이라는 사실을 깨달았다. 이는 단일 패킷의 전송시간이 작기 때문이다. 예를 들면, 도입부에 언급한 바와 같이, 단일 홉은 시간 보호 주파수대가 100Gbit/s 일 때 53 byte ATM 셀을 수용하기 위해 필요하고, 다른 오버헤드는 약 6.5ns이거나[1], 또는 광섬유에서 단지 1.3m의 길이에 대응한다. 링크 길이는 수십미터보다 크고, 실질적인 광버퍼가 길이에 있어서 단일 홉으로 제한된다고 가정하면[10], 전파시간은 다른 지연요소를 많이 초과한다. 링크의 길이가 동일하다고 가정하면, 패킷이 소스로부터 착신지까지 진행해야 되는 홉 수를 최소화하는 것이 중요하다. 도 9는 다양한 버퍼크기에 대해 추축항법 프로토콜을 사용하는 8×8 MS-Net에서 P_k기능으로써 홉의 평균 번호를 도시한다. 또한 오른쪽 그래프에 도시된 것은 상대적 잠재이고, 평균 최단경로(상기 경우에 5.02홉)로 표준화된 평균 홉 번호로서 정의된다. 이는 버퍼 길이 4가 이론적 최소치의 30% 이내로 전파 지연을 감소하기에 충분하다.

이미 상술한 바와 같이, MS-Net 구조는 잘 알려진 특징인 충분한 접속성을 가진다. 이는 과부하하에서도 실행이 잘되고 멀티 링크 고장을 극복할 수 있다. 그러나, 몇 가지 점에서 비판을 받고 있다: 멀티 캐스팅을 지원하지 않는다; 확실한 서비스를 지원하지 않는다; 네트워크가 기록되어져야 할 패킷을 허용하지 않는다[12]. 이들 비판은 초고속 광자 네트워크의 경우에 덜 중요하다. 첫째, MS-Net의 멀티 캐스팅은 상위 레벨 프로토콜을 이용하여 실현되어져야 하지만(효율적인 방법은 최근에 개발되었다[13]), 플레이로드의 효율적인 용량은 수동 스로틀링 장치를 이용하여 광도메인 내에서는 아주 간단하다. 둘째, 임의의 트래픽 패턴은, MS-Net을 다수의 추가 홉을 초과하여 어떤 패킷으로 보내기 때문에 많은 편향을 만들 수 있을 것이다. 그러나 네트워크 잠재가 아주 작기 때문에, 전파 지연에 의해 지배되고, 접속되지 않은 데이터 또는, 심지어 오디오와 비디오 같은 애플리케이션에서 유래한 종래의 지연 - 민감한 접속 - 에 대한 고려를 안할 수도 있다. 셋째, 패킷의 재 명령이 중요한 결정인지에 대해서는 논쟁의 여지가 있다. 예컨대, 수 있는 많은 애플리케이션이 제안되었었고, 패킷 재명령이 적당한 크기의 재집합 버퍼를 이용하는 실제 시간에서 달성되어질 수 있는지 실제 시간에서 필요하지 않다[14]

전송을 위해 파코세컨드의 광학적 펄스를 사용하는 초고속 광자 네트워크에서, 최고의 실제적인 접근법은 트랜시트내에 변형도 없고 광전자 공학 재생도 없는 네트워크를 통해 전파하기 위한 패킷(착신지 주소와 다른 헤더 데이터 포함)을 허용하는 것이다. 이는 광전자 공학 애로를 피하고, 또한 네트워크내의 까워지는 피코세컨드 결정은 가지는 광학 재생 매카니즘과 초단파 레이저 소스를 위한 필요를 피할 수 있다[1]. 그러나, 추축 항법 기술은 착신지의 일반적인 방향에 대한 추가적인 기초정보를 전송하는 각 패킷에 의존하고, 상기 정보는 패킷이 소스로부터 착신지까지 진행하는 동안 때때로 수정될 수도 있다. 각 패킷에 의해 전송되는 정보의 필요량은 아주 작아질 수 있다: 상술한 바와 같이 MS-Net의 경우에는 단지 2비트이다. 상기 정보의 속도(패킷 피할 슬롯당 2비트)는 잔여 패킷에 대해 대역외인 채널을 사용하는 링크대 링크 원리상에서 쉽게 통신될 수 있도록 충분히 느리다. 상기 신호정보는 잔여 패킷 헤더와 플레이로드와 같은 동일 초고속 포맷에서 전송되어질 필요가 있다. 분리 파장에서, 분리 시간 세그먼트에서, 또는 물리적으로 분리된 병렬 채널에서 전송되어질 수 있고, 각 링크를 가로질러 유지되는 패킷 레벨 동기화를 제공한다.

추축항법 조직의 추가적인 다수의 이점도 증명된다. 네트워크내의 행과 열의 영역은 임의로 할 수 있다: 할당 주소에 대해 계획된 연속 조직을 따를 필요는 없다. 네트워크의 차원을 알기 위한 노드조차 필요가 없다. 이것은 현존하는 네트워크를 조정하거나 변경할 필요없이 소스에서 사용되는 최단 경로 알고리즘이나 경사표를 갱신하는 것과 분리하여 어떤 시간에서, 그리고 어떤 위치에서 추가적인 열과 행이 네트워크로 유도될 수 있음을 의미한다. 미소 주소와 같은[7], 열과 행을 유도하기 위한 특별한 조직은 필요치 않다. 기본 루팅 규칙이 속도를 위해 포선 전기 로직 회로에서 실행되어질 수 있기 때문에, 고려해 볼만한 이점이다. 이것은 또한 네트워크의 관리와, 개선 및 계획의 프로세스를 아주 간단하게 한다.

추축 항법 조직은 네트워크의 불규칙을 건너뛴다. 만약 노드와 링크가 잘못된 형태로 고장나거나 추가된다면, 네트워크는 정규 구조로 상을 전송할 수 있다. 결정적인 루팅규칙은 정규에 근거하기 때문에, 연속 연산 주소 지정은 이런 환경에서 실패할 수 있고, 루팅 효율이 감소될에도 불구하고 추축항법 조직을 양호한 간격을 가지는 것으로 나타난다. 상술한 바와 같이, MS-Net을 위한 시뮬레이션은, 상한 과부하하에서조차도 추축 항법 조직이, 편향하기위해 로버스트 되는 것을 나타낸다. 또한 상기조직은 패킷에 의해 전송되는 '착신지 방위' 데이터의 임시 변조하기 위해 로버스트 된다. 이들 로버스트 특징은 정규, 주기적인 위상을 가지는 MS-Net과 같은 네트워크에서 확실하다. 다른 말로 하면, 만약 패킷이 바람직한 경로로부터 멀리 편향되거나, 착신지 방위가 루트에 있어서 변조되거나 소실된다면, 패킷은 경로를 길게하고 비최적방위에서 연속될 것이다. 그러나, 네트워크가 주기적이기 때문에, 패킷은 착신지 열과 행을 마침내 만날 것이고, 프로토콜은 적합한 방위가 자동적으로 재설정되는 것을 보장한다. 효율이 적다하더라도, 추축 항법은 경계를 가지는 비주기 네트워크내에서 구현될 수 있다. 상기 경우에 경계에서의 노드는 경계로부터 패킷을 편향해야하고, 필요하다면 하나나 그 이상의 방위를 전환한다.

멀티 Gbit/s 속도에서 워크스테이션과 프로세서를 상호 연결할 수 있는 초고속 광 네트워크는 실제로 가능하다[1,3,15,16]. 100Gbit/s 피크 속도에서 광패킷이 발생하는 첫 번째 모의실험[1], 주소인식[5,17], 비트-레벨 자동 동기 기술[18]에 최근 중요한 진보가 있었다. 추축항법 접근법은 대규모 처리능력비와 속도를 가지고, 광학적 자동 루팅을 이용하는 초고속 메시 네트워크에서 적용되어지는

광자에 정보가 있는 최근의 기술을 허용한다.

초고속 패킷 상호연결 네트워크의 응용

상기 응용들은 실시예에 불과하고, 본 발명의 네트워크와 노드 및 루팅방법의 다른 응용도 가능하다. 상기 설명은 일정한 스트리트 형태의 네트워크를 가정한 것이고, 이는 위에서 상술한 실시 예이다. 그러므로 노드는 2-연결(각 노드에서 2입력선과 2출력선)이다.

네트워크의 응용은 단지 네트워크의 지형학적 연결과 연결된 호스트의 형태에 따른다.

1. 컴퓨터와 워크스테이션의 직접 상호연결(도 10)

즉 슈퍼컴퓨터/'하이-엔드' 사용자의 사무실/학교 LAN;

즉 통합된 프로세싱 응용(예: 고품질 음성 환경-'가상회의장소', 재정 연구소내의 데이터의 빠른 복합 시각화);

2. LAN의 고속 상호연결(도 11)

이 경우에 초고속 패킷 네트워크의 노드를 위한 호스트는 종래의 저속 네트워크와 인터페이스를 제공하는 루터이다;

3. 1과 2를 혼합

4. 대형 컴퓨터의 내부 구조에서 '백본'으로 사용된 초고속 패킷 네트워크(도 12)

이 경우에, 초고속 패킷 네트워크의 노드를 위한 호스트는 컴퓨터의 서브시스템이다.(프로세서, 메모리, I/O장치, 등등);

5. 패킷 스위치의 내부 구조로 사용된 초고속 패킷 네트워크(즉, 고용량 ATM에 대해)(도 13, 14)

이 경우에 노드는 패킷 스위치의 입력과 출력 포트를 공급한다. 도 13에는 버퍼된 입력 트레픽내에서 버퍼된 $N \times N$ 패킷스위치(N 입력포트, N 출력포트)를 도시한다.

스위치로써 초고속 패킷네트워크를 사용한 스위치 고안에 있어서, 입력 포트상의 깊은 입력 버퍼가 고정된다. 만약 네트워크가 편향 루트를 이용한다면(편향된 스트리트 네트워크 실시 예에서처럼), 루팅 노드내에 작은 출력 버퍼가 있을 수 있다. 이 경우에 패킷 스위치는 '내부' 버퍼와 입력 버퍼를 둘 다 가지는 것으로 묘사될 수 있다(즉 스위칭 네트워크의 노드상의 출력 버퍼는 전체로써 패킷스위치로의 내부인 버퍼로써 함께 작용한다). 만약 '헛 포트에이트' 루팅이 사용된다면(즉 스위칭 노드상에 출력 버퍼가 없으면), 전체로써 패킷 스위치는 단지 입력 버퍼만 가진다.

도 14는 패킷 스위치의 구조를 도시한다.

대인위상

MS-Net과 관련하여 설명하였지만, 본 발명은 다른 네트워크 위상의 높은 범위에 이용가능하다. 예를 들면, 상기 방법은 '상각 배열 연결 네트워크'(TAC)로 알려진 위상으로 사용되어질 수 있고, G E Myers와 M E Zarki('TAC에서의 루팅; 상각배열 연결 네트워크', Proc. INFOCOM'90, pp481-486(1991))에 의해 제일 먼저 설명되었다. TAC는 정상각형의 꼭지점에 위치한 노드인 3-연결 환상 메시이다.

도 15는 16노드 4×4 TAC 네트워크의 한 예를 도시한다. 노드의 수는 적당하게 방향지어져야 되는 링크를 위해 4의 배수가 될 필요가 있다. Myers와 Zarki는 막실적인 MS-Net조직과 유사한 자동 루팅 조직을 설명하였는데, 각 노드는 현재 노드의 주소와 패킷 착신지 주소(전체가 판독되어야 함)를 데이터로써 사용하는 각 임팩트를 위해 최적의 외향 링크를 계산한다.

대안은 추측 합병 조직이고 다음과 같다: 네트워크의 주축이 도면에 보여진 바와 같고, x , y 및 z 로 표시되어 있다. 모든 링크는 주축(MS-Net의 스트리트와 애비뉴와 유사) 모든 노드의 주소는 3 필드(각 필드는 주축과 평행한 링크의 열의 이름에 대응)를 가진다. 패킷의 착신지는 3개로 명명된 링크 열의 교차점에 위치하고, 주소(D_x, D_y, D_z)를 가진다. 각 패킷은 주축에 대한 한 세트의 착신지 방위를 전송한다. TAC에서 추측 합병을 위한 루팅 규칙은 다음과 같다. 현재 루팅 노드는 주소(N_x, N_y, N_z)를 가진다.

a) 가능하다면, 패킷은 착신지 방위중 한 방향으로 진행해야 한다. 만약 두방향이 가능하다면, 패킷은 이들 선택된 두 개(아래의 b또는 c의 경우는 제외)를 무시한다. 만약 세 개가 가능하거나 그런 방향이 가능하지 않다면 패킷은 선택된 경로(아래의 b또는 c의 경우는 제외)를 무시한다.

착신지 방위는 이제 기술하는 특별한 환경에서만 변경된다. 각 노드에서 착신지 방위는 만약 $D_x=N_x, D_y=N_y$ 또는 $D_z=N_z$ 라면 보기위해서 노드 주소와 비교되고, 위치한 착신지 상의 링크 열을 찾는 패킷을 가리킨다(그리고, 명백히 3개의 매칭 상태가 사실이라면 착신지는 발견된다).

하나나 둘의 매칭상태가 사실일 때 구현 루팅 규칙이 적용된다.

b) 만약 패킷이 위치한 착신지 상의 링크 열을 만난다면, 그리고 만약 링크 열의 방위가 착신지를 향한다면, 패킷은 가능하다면 전환되어야 하고, 즉 규칙 a에서처럼 처리된다.

c) 만약 패킷이 위치한 착신지 상의 링크 열을 따라 진행하고, 착신지를 향하는 방향으로 진행한다, 그 방향에서 가능하다면 계속되어야 하고, 주 규칙 a에서처럼 처리된다.

d) 만약 패킷이 위치한 착신지 상의 링크 열을 가로지른다면, 패킷을 위한 착신지 방위는 필요하다면 재설정되고 체크되어야 한다.

e) 만약 패킷이 위치한 착신지 상의 링크 열을 따라 진행하든지, 착신지를 향한 방향으로 진행하든지 간

에, 턴이 만들어지고, 착신지 방위는 필요하다면 재설정하고 체크되어야 한다.

구현기술

1. 노드의 논리적 작동

도면에 나타난 1) '추출할림' 자동 루팅 프로토콜을 이용하는 루팅노드의 논리적 기능과 2) 노드의 구조가 상기에 언급된 도 1과 4에 도시되어 있다. 보다 상세한 도면은 도 16에서 주어진 노드의 처리단계의 레이아웃을 도시한다. 상기 다양한 단계의 작동에 대한 상세한 설명이 아래에 주어진다.

2. 노드를 위한 광학적 연결

노드의 광레이아웃이 도 17에 주어진다. 만약 도 4와 비교된다면, 일반적인 스위치 칩은 세 개의 2×2 광스위치(두 개는 '액세스 스위치'이고, 하나는 '교차점 루팅 스위치')에 의해 대체된다. 적당한 루팅 스위치는 GEC Advanced Components에 의해 제공되는 Y-35-8772-02와 같은 형태의 리튬 니오베이트 장치일 것이다. 도 7에 도시된 자연 유닛은 예를 들면, P R Prucnal(IEEE J Quantum Electronics, 29 권, 2번, pp600-612, 1993년)에 의해 설명된 조정가능한 광학 자연 시스템일 것이다. 광학적 버퍼는 D K Hunter와 I Andonovic(전기학 논문, 29권, 3번, pp280-281, 1993년)에 의해 설명된 형태일 수도 있고, 여기서 2×2 스위치는 상술한 리튬 니오베이트 장치일 수도 있고, 지연선은 광섬유의 적당한 절단 길이일 것이다.

3. 루팅 로직 프로세서

루팅 로직 프로세서는 앞서 기술한 루팅 규칙에 근거하고 셀을 위한 최적 내향 루팅을 결정한다. 루팅 요구는 입 셀의 출발상의 각 루팅 로직 프로세서로부터 회선 경향 해결 프로세서에 의해 수용된다. 만약 입 루트중 하나에 타임 슬롯이 비었다면, 대응하는 루팅 로직 프로세서에 의해 생기는 루팅 요구는 없다. 셀을 위한 루팅 요구는 다음의 정보를 포함한다: i) 요구된 출 경로(출, 행 또는 루시); ii) 만약 요구된 교차점 스위치 설정이 승인된다면 착신지 방위는 셀에 의해 앞으로 전송되고; iii) 만약 요구된 교차점 스위치 설정이 승인되지 않는다면(즉 셀이 편향되면), 착신지 방위는 앞으로 전송된다. 그러나, 루팅규칙은 착신지 방위가 조정되어야 할 경우를 정의하고, 후에 설정된 상세한 루팅 로직 표를 지시한다.

루팅 로직으로의 입력은 단지 4비트로 구성된다: 셀의 착신지 열 주소가 노드의 열 주소와 매치?(1비트); 셀의 착신지 행 주소가 노드의 행 주소와 매치?(1비트); 동-서 착신지 방위 방향(1비트); 북-남 착신지 방위 방향(1비트).

새로운 셀은, 선입선출(FIFO)버퍼에 위치한 로컬 호스트로부터 네트워크로 삽입되어지고, 빈 네트워크 타임 슬롯을 기다린다. 빈 타임 슬롯은 입 트래픽이 비었을 때나 또는 입 셀이 착신지에 도달함으로써 종료될 때 그리고, 로컬 호스트를 통해 스위치를 때 발생할 수 있다. 루팅 검사표는 네트워크를 가로질러 진행할 때 출발하는 각 새로운 셀에 대해 적당한 루팅 요구를 제공한다. 검사표의 기재사항은, 예를 들면 최단 경로 알고리즘을 사용하여 결정되어질 수 있다. 새로운 셀은 검사표를 참고하는 것을 주의하라: 표는 노드를 통한 트랜짓에서 셀을 위해 필요하지 않고, 트래픽의 발권을 나타낸다. 검사 절차는 로컬 호스트의 비교적 느린 액세스 속도에서만 작동할 필요가 있다. 빈 타임 슬롯이 최적의 방향 경로(두 방향 경로중 하나가 실제로 바람직하다고 가정하면)상에서 가능할 때까지 검사표로부터 루팅 요구의 몇몇은 새로운 셀이 버퍼에서 유지되는 자에 의존한다. 만약 상기의 경우라면, 루팅요구는 단지 요구된 출 경로(출 또는 행) 그리고 출 '착신지 방위'를 포함한다. 그러나 만약 루팅 스위치의 입력 포트상에서 빈 타임 슬롯이 가능해지자마자 새로운 셀이 시작된다면, 검사표는 초기에 상술된 전체 3-아이템 루팅 요구를 제공해야 한다. 다른 알로 하면 상기 경우에 루팅 요구는 바람직한 경로에 의해 할당이 가능하지 않다면 이용하기 위해 새로운 셀에 대한 적당한 출 착신지 방위를 제공하여야 한다.

표는 열과 행 방향의 다양한 형태에서 네트워크 노드를 위한 상세한 루팅 로직을 도시한다. 사실상, 상기 표는 초기에 기술된 루팅 규칙에 근거하여 4비트 입력 데이터로부터 출력 루팅 요구까지의 함수를 도시한다. 표를 도시하기 위하여, 도 18은 남으로부터 북으로의 행 방향과 서로부터 동으로 진행하는 열 방향으로 방향지는 교차점을 도시한다.

표 1(i)에 근거하면, 도 19는 서로부터 들어오는 셀에 대해, 남에서 북으로 그리고 서에서 동으로 방향지는 교차점에서 루팅 로직 프로세서를 위한 회로도들을 도시한다. 상기 상세한 도면은 초기에 언급된 4 입력 비트를 이용하여 조사표나 기록, 연산할 필요없이, 기초적인 불 논리 게이트(반전, AND 또는 OR)의 적은 수를 사용하는 회로 전기 회로로 시행 되어질 수 있는 루팅 규칙을 충분히 간단히 하는 추측 방법을 위한 루팅 로직을 확인한다. 도시한 바와 같이, 로직 회로는 다수의 병렬 소선으로 만들어질 수 있고, 임의의 소선의 최대 길이는 약 4게이트이다. 그러므로, 낮은 전파 지연(<0.6ns)과 아주느린 발생과 실패 시간(<0.2ns)을 가지는 초-고속 방사기-연결 로직 장치를 이용하면, 루팅 로직 프로세서는 미소 나노 세컨드 이내에서 요구되는 루팅을 생산하고, 고속에서 작동할 수 있다. 적당한 장치는 NTT Electronics Technology Corporation에 의해 생산된 SST ECL 로직 IC류(SELIC)이다. 부품 번호는 NL6201(쿼드 3-입력 OR/NOR 게이트); NL6203(쿼드 3-입력 AND/NAND 게이트); NL6200(쿼드 2-입력 OR/NOR 게이트)이다. 이들중 후자는 도 19와 도 20에 도시된 회로를 위한 인버터로써 배열될 수 있다.

4. 회선 경향 해결 프로세서

회선 경향 해결 프로세서는 다양한 루팅 요구를 시험하고, 두 개의 셀이 교차점 루팅 스위치의 동일한 출력 포트에 대한 선택을 표현하는 지 결정한다. 적당한 회선 경향 해결 절차는 상술한 바와 같다. 상기 경우에 회선 경향 해결 절차는 간단하고, 미소의 전기 로직 게이트를 사용하는 회선에 의해 구현될 수 있다. 예로써, 도 20은 교차바 루팅 스위치로 명령을 주기 위해(그리고, '핫 포테이토' 루팅-즉 출력 버퍼가 없다면-이 사용된다면) 회선 경향 해결 로직 프로세서의 주요한 임무를 실행하기 위한 회로도들을 도시한다. 고속 작동에 대해, 전기적 로직 장치는 루팅 로직 프로세서를 위해 상기한 바와 동일한 것이 될 수 있다(NTT Electronics Technology Corporation에 의해 생산된 SST ECL 로직 IC류(SELIC)). 만약 출력 버퍼를 가지는 편향 루팅이 사용된다면, 로직 회로는 좀 더 복잡해 질 것이다: 두 개의 추가

직 데이터 입력이 있는데, 출력 버퍼중 하나가 왔는지를 각각 가리킨다. 교차점 루팅 스위치와 액세스 설정에 추가하여, 회선 정할 해결 프로세서는 앞으로 전송하기 위한 적당한 착신지 방위를 만드는 임무를 가진다. 상기 임무를 위한 로직 회로는 도 20에 도시되어 있지 않지만, 아주 간단하다. 최근에 루팅되어지는 두 패킷의 각각에 대해, 착신지 방위는 루팅 로직 프로세서(도 19)로부터 출력 G, H 또는 J, K로부터 직접 선택되고, 각 패킷에 대해 루팅 요구가 승인되거나 거절되는 것에 의존한다.

안락 요구된다면, 종래의 조직이 안내될 수도 있다. 대부분 각 셀의 상태를 나타내기 위한 부가적인 네트워크 신호가 요구될 것이고, 예를 들면 지연장도: 나이 그리고 생존 시간형; '시계착신지' 플래그; 서비스 등급 등으로부터 선택되어지는 많은 조직이 있다. 상기 종래 조직의 가치는 전송 및 부가적인 오버헤드의 복잡성에 반하여 판단되어야 한다. 조직은, 액세스 버퍼내에서 대기하는 새로운 셀에 대해 우선 사항(우선 승인 또는 거절)을 포함하는 부가적인 네트워크 신호를 필요로 하지 않는다.

5. 헤더 주소 매칭

국제 특허 출원번호 제 PCT/GB 94/00397호에 공시된 2진 단어 인식 기술을 사용하여 초고속에서 실행되는 루팅노드의 주소내의 대응 필드와 패킷 착신지 주소내의 필드 사이에 매치가 있는지를 보는 것이 임무인데, 국제 특허 출원번호 제 PCT/GB 95/01176호 15페이지 22행-17페이지 2행에 기술적으로 상세히 개시되어 있다. 상기 초기 출원의 목적이 참고문헌에 포함되어 있다. 상기 기술의 모의 실험이 D Cotter, J K Lucek, M Shabeer, K Smith, D C Rogers, D Nasset 및 Gunning('6비트 주소 인식을 이용한 100Gbit/s 패킷의 자동 루팅', Electronics Letters, in press)에 의해 설명되었다.

6. 착신지 방위를 통신하기 위한 배열

이미 기술한 바와 같이, 착신지 방위를 통신하는 다양한 방법이 가능하고 각 패킷에 의해 전송되는 정보의 필요량은 작을 수도 있다: MS-Net의 경우 단지 2 bit

분리된 시간 세그먼트를 이용하는 착신지 방위를 통신하는 방법이 이제 설명된다.

도 21은 네트워크 타임 슬롯의 한 실시예이다. 상기 슬롯에서 전체적으로 결어 거친(패킷 레벨) 타이밍과 패킷 대 패킷 기초상의 집중된 결어 고운(비트 레벨) 타이밍 추출을 결합한다. 상기 도면은 비트 레벨과 패킷 레벨 시간 참조 사이의 관계를 도시한다. 네트워크 블록은 패킷 레벨에서 결어 거친 네트워크 동기만을 제공한다. 네트워크는 각 슬롯을 차지하는 한 셀의 최대치로 블록 주파수에서 시간과 공간 내에 슬롯된다. 도 21에 도시된 예에서, 타임 슬롯내의 타임구분은 표준 ATM셀을 수용하기 위해 측정된다. 네트워크 블록은 표준 30M 속도중 하나로 선택되어진다. 셀은 100Gbit/s의 순간 속력에서 약 440 비트(53바이트 ATM셀에 초고속 광패킷 네트워크내의 셀의 루팅을 허용하기 위해 헤더 비트에 추가로 약 10-20을 더한다)로 표현되는 초단 광펄스를 구성한다. 타임 슬롯내의 셀 위치는 비트 레벨 결정으로 정의되지 않는 것을 주의하라; 대신 다수의 비트주기(상기 예에서 10비트 주기 또는 100피코세컨드 정도)와 같은 타이밍 허용차가 있다. 또한 네트워크 타임 슬롯은 스위치 주파수대를 포함하고, 타임 보호 주파수대와 루팅 스위치의 재구성을 위한 시간을 허용한다. 많은 비트 주기와 동등한 상기 스위치 주파수대가 필요하다. 예를 들면, 전형적인 루팅 스위치(GEC Advanced Components에 의해 공급되는 Y-35-8772-02와 같은 형태의 리튬 니오베이트 장치, 또는 G Sherlock 등에 의한 Electronics Letters 30, 137-138에 기술된 형태의 2x2 집적 InP 반도체)는 1ns의 시간에서도 스위칭 구성이 가능하다. 그러므로 100Gbit/s의 순간 비트 속력을 가지는 셀에 대해 1ns 스위치 주파수대는 100비트 주기와 대등하다. 1ns-넘어 '스위치 주파수대'는 루팅 스위치를 재구성하기 위한 시간을 허용한다. 그러나 상기 타임 슬롯은 링크대 링크 기초상에서 한 노드로부터 다음까지 착신지 방위를 전송하기 위해 재 사용되어질 수 있다. 도 22는 착신지 방위 신호를 전송함에 있어서 사용하기 위한 대역 분할로 스위치 주파수대가 어떻게 분할되는지 도시한다: 두 100PS-넘어 보호 주파수대와 800PS-넘어 주파수대는 2.5Gbit/s 신호(MS-Net에서 추측 합병을 위해 필요한 2비트 '착신지 방위' 단어를 나타냄)의 2비트를 포함한다. 도 23은 루팅 노드에서 입력 링크상의 상기 신호들을 수용하기 위한 배열을 도시한다. 부가적으로 요구된 요소도 도 17에 도시된 지연 유닛 후에 위치한다. 2.5Gbit/s 수신기는 BT&D형 PDC 2201-2.4-PP일 수 있다. 해독기 회로는 신호비트로서 판독되고, C와 D 비트로서 루팅 로직 프로세서(도 19)로 출력한다. 도 23의 광변조기는 주소-필드 매칭장치나 액세스 스위치에 도달하기 전에 패킷으로부터 2.5Gbit/s 신호를 제거하는 임무를 수행한다. 광변조기는 100PS의 타임 윈도우에서 네트워크 블록으로 정확하게 동기하는 스위치를 켜고 끄는 것이 가능해야 하고, 20db 광학적 콘트라스트율을 제공한다. 적당한 장치는 D.G.Moodie, A.D.Ellis, 및 C.W.Ford(in 'Generation of 6.3ps optical pulses at a 10GHz repetition rate using a packaged electro-absorption modulator and dispersion compensating fibre' electron Lett., 30권, 20번, pp1700-1701, 1994년)에 의해 설명된 멀티 양자 우물 반도체 전자 흡수 변조기이다.

도 24는 노드를 떠나는 패킷을 위한 적당한 시간 주파수대로 2.5Gbit/s 신호를 삽입하기 위한 배열을 도시한다. 도 24에 도시된 요소는 도 17에 도시된 출력 버퍼 후에 삽입되어진다. 2.5Gbit/s 광 송신기는 LaserTron Inc에 의해 공급되는 QLM55710장치와 같은 적분 광단향광인 DFBR레이저 형태일 수 있다. 부호기는 회선 정할 프로세서로부터 적당한 착신지 방위를 선택하고, 네트워크 블록에 대해 정확한 시간 동기화를 가지고 전송기로 적당한 신호(상기에서 기술한 2비트 2.5Gbit/s 단어)를 제공한다.

아래쪽쪽 TF19와 TF20은 도 19와 20의 로직 회로의 입력과 출력 데이터의 열쇠이다.

TF19

회선 정할 해결 로직 프로세서를 위한 회로도

(두 입력 패킷의 핫 포터이트 루팅, A와 B로 표시됨)

입력 데이터

M, N: 패킷 A를 위한 루팅 요구

M: 교차점 스위치 설정: 0=바, 1=교차

N : 교차점 스위치 설정 상관/무시 : 0=상관, 1=무시

P, Q : 패킷 B를 위한 루팅 요구

P : 교차점 스위치 설정 : 0=바, 1=교차

Q : 교차점 스위치 설정 상관/무시 : 0=상관, 1=무시

출력 데이터(교차바 루팅 스위치)

R : 교차점 스위치 설정 : 0=바, 1=교차

TF20

루팅 로직 프로세서들 위한 회로도

(서→동 및 남→북을 가리키는 교차점, 서로부터 셀 들어옴)

입력 데이터

A : 노드 열=착신지 열? 0=아니오, 1=예

B : 노드 행=착신지 행? 0=아니오, 1=예

C : 동-서 착신지 방위 : 0=동, 1=서

D : 북-남 착신지 방위 : 0=북, 1=남

입력 데이터(루팅 요구)

E : 교차점 스위치 설정 : 0=바, 1=교차

F : 교차점 스위치 설정 상관/무시 : 0=상관, 1=무시

G, H : 출력 착신지 방위(요구된 루팅은 승인됨)

G : 0=동, 1=서

H : 0=북, 1=남

J, K : 출력 착신지 방위(요구된 루팅은 승인되지 않음)

J : 0=동, 1=서

K : 0=북, 1=남

L : 노드가 착신지? 0=아니오, 1=예

참고문헌

- [1] D Cotter, M Shabeer, K Smith, J Lucek 및 D Rogers의 'Ultrafast Self-Routing Networks', Proc. EFOC & N'95, 2권 210-213페이지, 영국 브리튼(1995년 6월)
- [2] S Kawanishi, H Takara, O Kamatani 및 T Morioka의 '100Gbit/s, 500km Optical Transmission Experiment', Opt. Soc. Am. Tech. Dig. OFC'95, 8권 287-288페이지, 샌디에고(1995년 2월)
- [3] J R Sauer, M N Islam 및 S P Ojajali의 'A Soliton Ring Network', J. Lightwave Technol., 11권 2182-2190페이지(1993년)
- [4] D Cotter 및 S C Cotter의 'Algorithm for Binary Word Recognition Suited to Ultrafast Nonlinear Optics', Elect. Lett., 29권 945-946페이지(1993년)
- [5] D Cotter, J K Lucek, M Shabeer, K Smith, D C Rogers, D Nessel 및 P Gunning의 'Self-Routing of 100 Gbit/s Packets Using 6-bit 'Keyword' Address Recognition', Elect. Lett.(in press)
- [6] N F Maxemchuk의 'Regular Mesh Topologies in Local and Metropolitan Area Networks', AT&T Tech. J., 64권 1659-1685페이지(1985년)
- [7] N F Maxemchuk의 'Routing in the Manhattan Street Network', IEEE Trans. on Commun., 35권 503-512페이지(1987년)
- [8] N F Maxemchuk의 'Comparison of Deflection and Store-and-Forward Techniques in the Manhattan Street and Shuffle-Exchange Networks', Proc. INFOCOM'89, 800-809페이지(1989년)
- [9] A K Choudhury 및 V O K Li의 'Performance Analysis of Deflection Routing in the Manhattan Street Network', Proc. ICC'91, 1659-1664페이지(1991년)
- [10] D K Hunter 및 I Andonovic의 'Optical Contention Resolution and Buffering Module for ATM Networks', Elect. Lett., 29권 280-281페이지(1993년)
- [11] P R Prucnal의 'Optically-Processed Self-Routing, Synchronisation and Contention Resolution for 1D and 2D Photonic Switch Architectures' IEEE J. Quant. Electr. 29권 600-612페이지(1993년)
- [12] C Partridge의 'Gigabit Networking', Addison Wesley, 143-147페이지(1994년)
- [13] S C Liew의 'A General Packet Replication Scheme for Multicasting in Interconnection

Networks', Proc. INFOCOM'95, 394-400페이지(1995년)

[14] C Baransel, W Dobosiewicz 및 P Gburzynski의 'Routing in Multihop Packet Switching Networks: Gigabit-per-second Challenge', IEEE Network, 9권 38-61페이지(1995년 5/6월)

[15] A Bononi, F Forghieri 및 P R Prucnal의 'Soliton Ultrafast All-Optical Mesh Networks', IEE Proc. J., 140권, 285-290페이지(1993년)

[16] A G Nowatzky 및 P R Prucnal의 'Are Crossbars Dead? The Case for Optical Multiprocessor Interconnect Systems', ISCA'95 Intern. Conf. on Comp. Architecture, 이태리 마게리따(1995년 6월)

[17] I Giesk, J P Sokoloff 및 P R Prucnal의 'All-Optical Address Recognition and Self-Routing in a 250 Gbit/s Packet-Switched Network', Elect. Lett. 30권 1322-1323페이지(1994년)

[18] M Shabeer, J K Lucek, K Smith, D Cotter 및 D C Rogers의 'Self-Synchronisation Scheme for High-Speed Photonic Networks', Elect. Lett.(in press)

MS-NET 라우팅 표

1. 교차점이 서→동 및 남→북을 가리킬 때

1) 서로부터 셀 착신을 위한 라우팅 로직 표

입력 데이터			라우팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 라우팅)	발신지 방위 (편향된 라우팅)
아니오	아니오	E, N	무시	E, N	
		E, S	바		
		W, N	교차	E, S	E, S
		W, S	무시	W, N	W, N
	예	E, N	교차	E, N	W, N†
		E, S	바	W, S†	E, S
		W, N	교차	W, N	W, N
		W, S	무시	W, S	
예	아니오	E, N	바	E, N	E, S†
		E, S	바	E, S	E, S
		W, N	교차	W, S†	W, N
		W, S	무시	W, S	
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

ii) 남으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	무시 교차 바 무시	E, N	
				E, S	E, S
				W, N	W, N
				W, S	
	예	E, N E, S W, N W, S	바 교차 바 무시	E, N	W, N†
				W, S†	E, S
				W, N	W, N
				W, S	
예	아니오	E, N E, S W, N W, S	교차 교차 바 무시	E, N	E, S†
				E, S	E, S
				W, S†	W, N
				W, S	
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

† 착신지 및 발신지 방위는 다르다.

2. 교차점이 동→서 및 남→북을 가리킬 때

i) 동으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직 표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	교차 무시 무시 바	E, N	E, N
				E, S	
				W, N	

예	예	E, N E, S W, N W, S	교차 무시 교차 바	W, S		W, S				
				E, N		E, N				
				W, S						
				W, N		E, N†				
				E, S†		W, S				
				아니오	E, N E, S W, N W, S	교차 무시 바 바	E, S		E, N	
							E, S			
							W, N		W, S†	
							W, S		W, S	
							E, S			
				예	어느 것이나	무시(착신지 도달)				

ii) 남으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직 표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	바 무시 무시 교차	E, N	E, N
				E, S	
				W, N	
				W, S	W, S
	예	E, N E, S W, N W, S	바 무시 바 교차	E, N	E, N
				E, S	
				W, N	E, N†
				E, S†	W, S
				E, S†	
				E, S	
예	아니오	E, N E, S W, N W, S	바 무시 교차 교차	E, S†	E, N
				E, S	
				W, N	W, S†
				W, S	W, S
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

† 착신지 및 발신지 방위는 다르다.

3. 교차점이 서→동 및 북→남을 가리킬 때

i) 서로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	바 무시 무시 교차	E, N	E, N
				E, S	
				W, N	
				W, S	
	예	E, N E, S W, N W, S	바 교차 무시 교차	W, S	W, S
				W, N†	E, N
				E, S	W, S†
				W, N	

예	아니오	E, N	바	W, S	W, S
		E, S	바	E, N	E, N
		W, N	무시	E, S	E, N†
		W, S	교차	W, N	
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)	W, N†	W, S

ii) 북으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N	교차	E, N	E, N
		E, S	무시	E, S	
		W, N	무시	W, N	
		W, S	바	W, S	W, S
	예	E, N	교차	W, N†	E, N
		E, S	바	E, S	W, S†
		W, N	무시	W, N	
		W, S	바	W, S	W, S
	아니오	E, N	교차	E, N	E, N
		E, S	교차	E, S	E, N†
		W, N	무시	W, N	
		W, S	바	W, N†	W, S
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

† 착신지 및 발신지 방위는 다르다.

4. 교차점이 동→서 및 북→남을 가리킬 때

I) 동으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	무시 교차 바 무시	E, N	
				E, S	E, S
				W, N	W, N
				W, S	
	예	E, N E, S W, N W, S	무시 교차 바 교차	E, N	
				E, S	W, S†
예	아니오	E, N E, S W, N W, S	무시 교차 바 바	E, N	
				E, N†	E, S
				W, N	W, N
				W, S	W, N†
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

II) 북으로부터 셀 착신을 위한 루팅 로직표

입력 데이터			루팅 요구		
착신지 행?	착신지 열?	착신지 방위	교차점 스위치 설정	발신지 방위 (요구된 루팅)	발신지 방위 (편향된 루팅)
아니오	아니오	E, N E, S W, N W, S	무시 바 교차 무시	E, N	
				E, S	E, S
				W, N	W, N
				W, S	

	예	E, N	무시	E, N	
		E, S	바	E, S	E, S
		W, N	교차	E, N†	W, N
		W, S	바	W, S	E, S†
예	아니오	E, N	무시	E, N	
		E, S	바		
		W, N	교차	E, N†	E, S
		W, S	교차	W, N	W, N
	예	어느 것이나	무시(착신지 도달)		

† 착신지 및 발신지 방향은 다르다.

[표 1]

비교적 최단 경로 알고리즘인 $m \times n$ 차원의 MS-Nets의 다양한 루팅 조직의 효율

MS-Nets $m \times n$	평균 최단경로 (출 번호)	추측 방법			막상책의 확정적 루팅 규칙(7)		랜덤 루팅(7)	
		평균거리 (출 번호)	95% 신뢰 인터발	루팅 효율	규칙 1 루팅 효율	규칙 2,3 루팅 효율	규칙 A 루팅 효율	규칙 B 루팅 효율
4×4	2.93333	2.93425	±0.0010	1.000	1.00	1.00	0.21	0.79
4×6	3.30435	3.56913	±0.0018	0.926	1.00	0.97	0.14	0.30
6×6	3.71429	4.11485	±0.0021	0.903	1.00	0.97	0.10	0.21
6×8	4.34043	4.83034	±0.0022	0.899	1.00	0.98	0.09	0.17
6×10	4.77966	5.45208	±0.0022	0.877				
8×8	5.01587	5.53993	±0.0015	0.905	1.00	1.00	0.07	0.14
8×10	5.41772	6.11441	±0.0026	0.886	1.00	0.99	0.06	0.11
10×10	5.83838	6.64861	±0.0028	0.878	1.00	0.99	0.05	0.09
10×12	6.42017	7.28788	±0.0032	0.881	1.00	0.99	0.05	0.08
12×12	7.02098	7.91374	±0.0030	0.887	1.00	1.00	0.04	0.07
12×14	7.44910	8.46980	±0.0046	0.879	1.00	1.00	0.04	0.06
14×14	7.88718	8.99996	±0.0043	0.876	1.00	0.99	0.03	0.06
16×16	9.01961	10.19614	±0.0030	0.885				
18×18	9.91330	11.3240	±0.0037	0.876				
22×22	11.9296	13.5973	±0.0038	0.877				
24×24	13.0157	14.7628	±0.0066	0.882				
26×26	13.9407	15.8578	±0.0061	0.879				
32×32	17.0127	19.2481	±0.0085	0.884				
48×48	25.0091	28.1283	±0.0088	0.889				
50×50	25.9896	29.2233	±0.0107	0.889				
62×62	31.9755	35.8524	±0.0138	0.892				
64×64	33.0071	36.9633	±0.0116	0.893				

(57) 청구의 범위

청구항 1

일반적인 정규 위상을 가지는 네트워크 상에서 실행되는 패킷을 루팅하는 방법에 있어서,

- (a) 노드에서 패킷을 수용하는 단계;
- (b) 패킷과 함께 실행되는 목적지 주소와 방향 플래그를 판독하는 단계;
- (c) 방향 플래그의 수치에 따라 로컬 루팅 판단을 하는 단계;
- (d) 루팅 판단에 따라 선택되는 방향에서 노드로부터 패킷을 출력하는 단계를 포함하고, 상기 방향 플래그는 바람직한 패킷을 위한 것으로 진행되는 바람직한 방향을 정확히 지시하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 2

제 1 항에 있어서,

패킷은 광네트워크상에서 실행되는 광 패킷인 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 3

제 2 항에 있어서,

패킷으로 전송되는 정보상의 광학적 필드내의 로직 작품의 실행을 포함하고 단계(c)에서 결정되는 루팅을 만드는 로직 작품의 결과를 이용하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 4

제 1항 내지 제 3항중 어느 한 항에 있어서,

상기 네트워크는 적어도 이차원이고 패킷은 적어도 두 방향의 플래그에서 실행하고 네트워크의 각 차원중 하나인 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 5

제 4 항에 있어서,

목적지 주소가 노드 주소가 아니지만 목적지 주소와 노드주소의 적어도 하나는 일치하고 패킷에 의해 실행되는 방향 플래그의 하나나 그 이상의 새로운 수치를 기록하고 노드 주소와 목적지 주소를 비교하는 단계를 더 구성하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 6

제 1 항내지 제 5항중 어느 한 항에 있어서,

동일한 바람직한 진행 방향을 가지는 둘 이상의 패킷을 동시에 수용할 때, 노드가 바람직하지 않은 방향으로 패킷중 하나를 출력하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 7

제 1 항내지 제 6항중 어느 한 항에 있어서,

패킷은 발신 노드에서 네트워크 상으로의 제 1 출력이고 발신 노드는 발신 노드로부터 목적지 주소까지의 최단 루트에 대응하는 진행 방향을 목적지 주소로부터 결정하고 그에 따라 각 방향 플래그를 설정하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 8

제 1 항내지 제 7항 중 어느 한 항에 있어서,

네트워크가 원상 위상을 가지는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 9

제 1 항 내지 제 8항 중 어느 한 항에 있어서,

네트워크가 불규칙한 주소 조직을 가지는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 10

일반적으로 정규 네트워크 상에서 실행되는 패킷 루팅을 위한 노드에서,

- a) 패킷을 수용하기 위한 입력;
- b) 패킷에 의해 실행되는 정보를 사용하는 로컬 루팅 결정을 하기 위한 루팅 결정 유닛;
- c) 각각의 다른 방향에서 네트워크 상으로 패킷을 방향지게 하는 다수의 출력;
- d) 루팅 결정 유닛의 출력에 의존하는 다수의 출력을 다른 방향으로 패킷을 향하게 하는 수단을 포함하고,

상기 루팅 결정 유닛은 바람직한 진행 방향을 정확히 지시하고 패킷에 의해 실행되는 방향 플래그에 판독하는 수단을 포함하는 것을 특징으로 하는 패킷 루팅 방법.

청구항 11

제 10항에 있어서,

노드로 입력되는 광학적 패킷을 수용하기 위해 정렬되는 것을 특징으로 하는 노드.

청구항 12

제 11항에 있어서,

패킷에 의해 전송되는 정보상의 광도메인내에서 로직 작동을 실행하기 위한 하나 이상의 광로직 게이트를 포함하는 것을 특징으로 하는 노드.

청구항 13

제 12항에 있어서,

각 로직 게이트의 출력이 루팅 결정 유닛에 연결되는 것을 특징으로 하는 노드.

청구항 14

제 10항 내지 제 13항 중 어느 한 항에 있어서,

노드가 적어도 이차원을 가지는 네트워크내로 연결되기 위해 정렬되고, 루팅 결정 유닛은 적어도 두 방향 플래그의 수치에 근거한 루팅 결정을 하기 위해 정렬되며, 사용함에 있어 패킷이 네트워크의 각 차원을 위한 한 플래그를 실행하는 것을 특징으로 하는 노드.

청구항 15

제 10항 내지 제 14 항 중 어느 한 항에 있어서,

네트워크가 일반적인 정규 위상을 구비하고 다수의 노드를 포함하는 것을 특징으로 하는 네트워크.

청구항 16

제 15항에 있어서,

네트워크가 광네트워크인 것을 특징으로 하는 네트워크.

청구항 17

제 15항 또는 제 16항에 있어서,

네트워크가 환상 위상을 가지는 것을 특징으로 하는 네트워크.

청구항 18

제 17항에 있어서,

네트워크가 매킨-스트리트-네트워크(MS-Net) 위상을 구비하는 것을 특징으로 하는 네트워크.

청구항 19

제 15항 내지 제 18항 중 어느 한 항에 있어서,

네트워크에 의해 상호 연결된 다수의 프로세서를 포함하는 것을 특징으로 하는 컴퓨터 시스템.

청구항 20

제 15항 내지 제 18항 중 어느 한 항에 있어서,

네트워크를 포함하는 것을 특징으로 하는 근거리 통신망(LAN).

청구항 21

제 15항 내지 제 18항 중 어느 한 항에 있어서,

전기 통신망내에서 사용하기 위해 네트워크를 포함하는 것을 특징으로 하는 스위치.

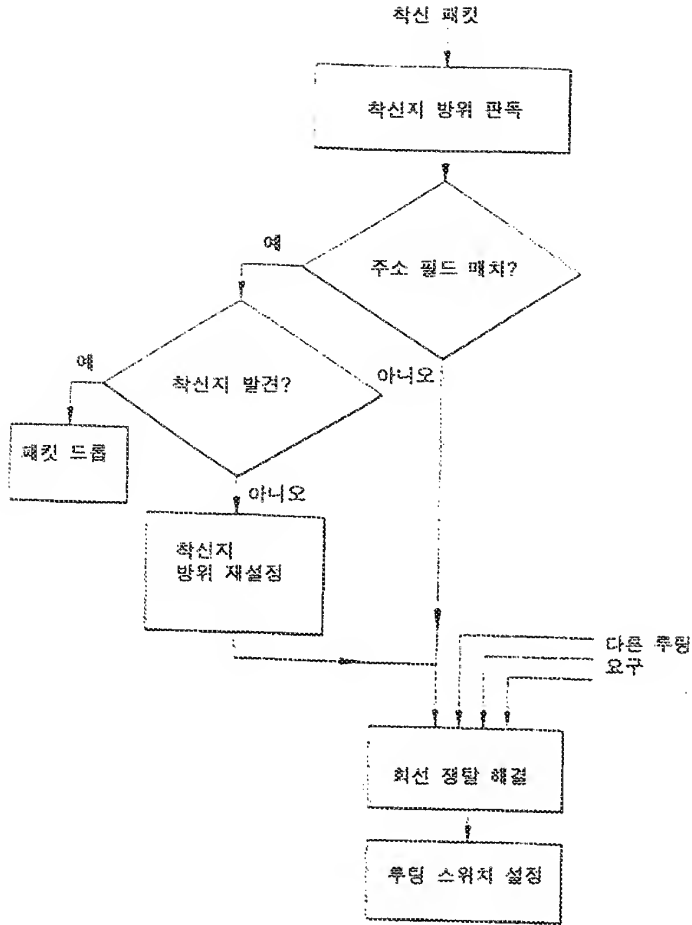
청구항 22

제 15항 내지 제 18항 중 어느 한 항에 있어서,

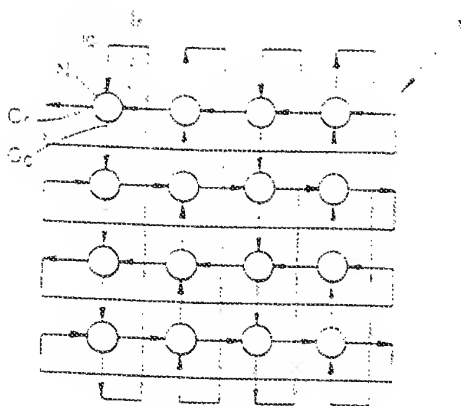
비정규 주소 조직을 가지는 것을 특징으로 하는 네트워크.

도면

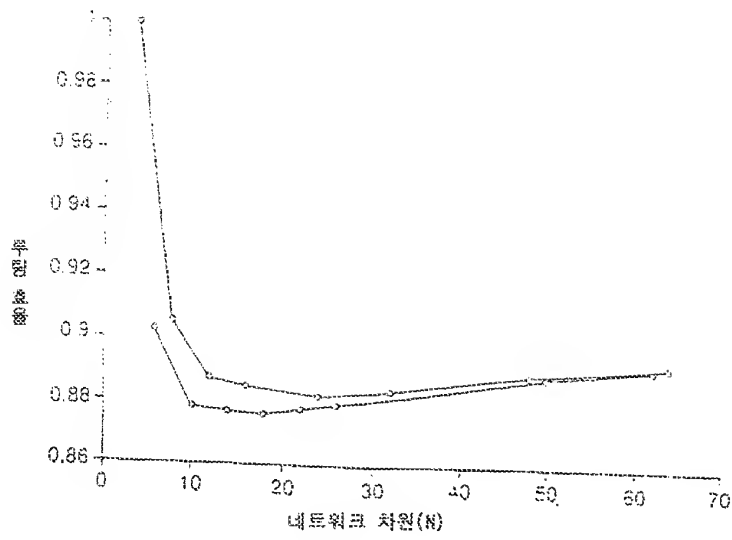
도면1



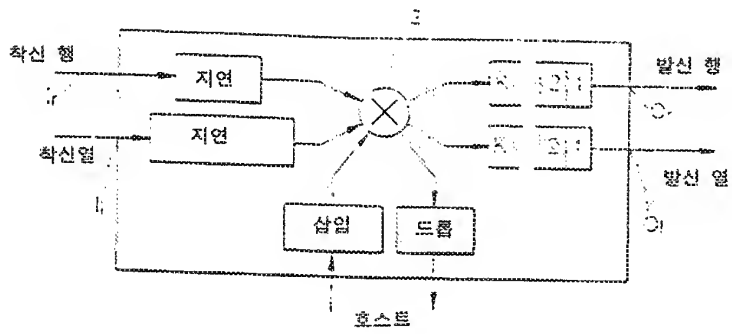
도면2



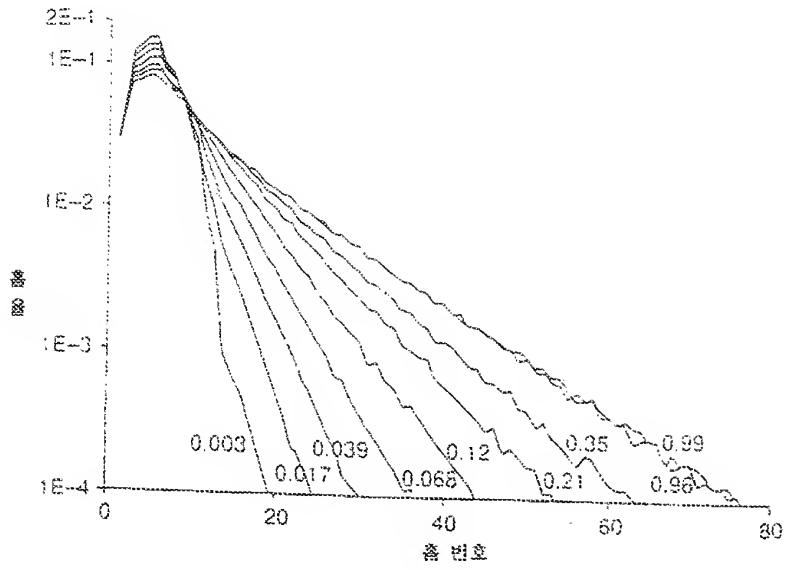
도면3



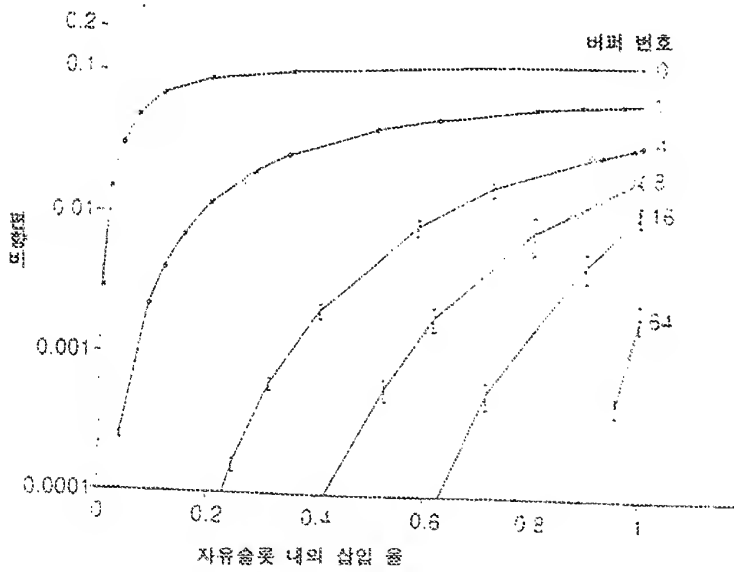
도면4



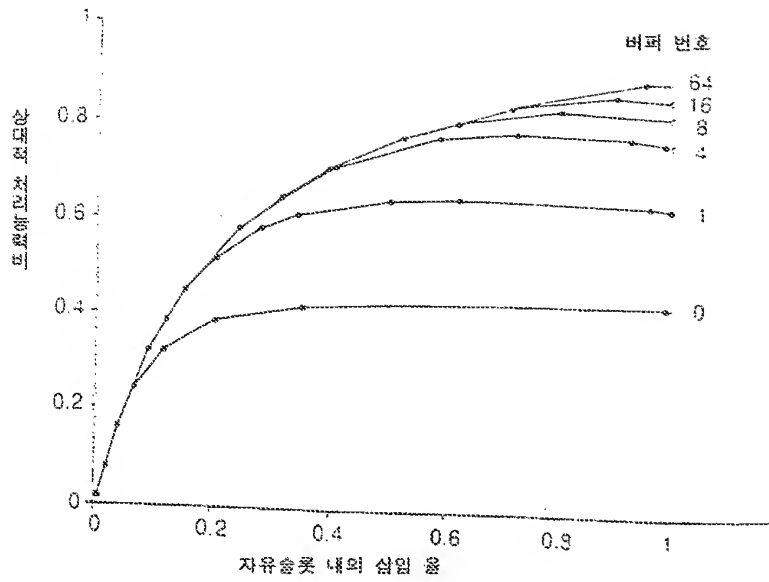
도면5



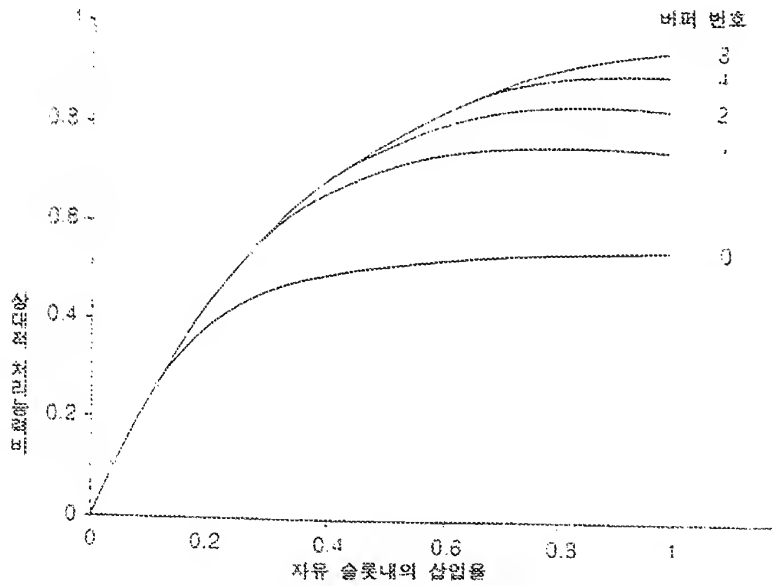
도면6



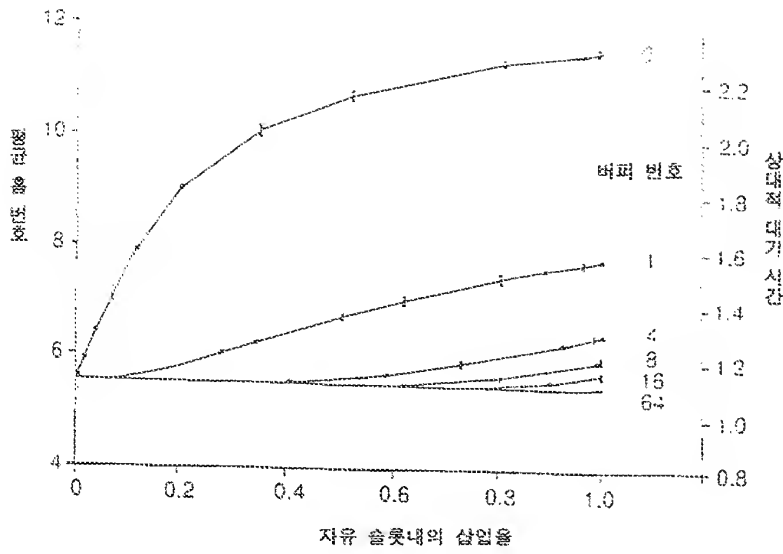
도면7



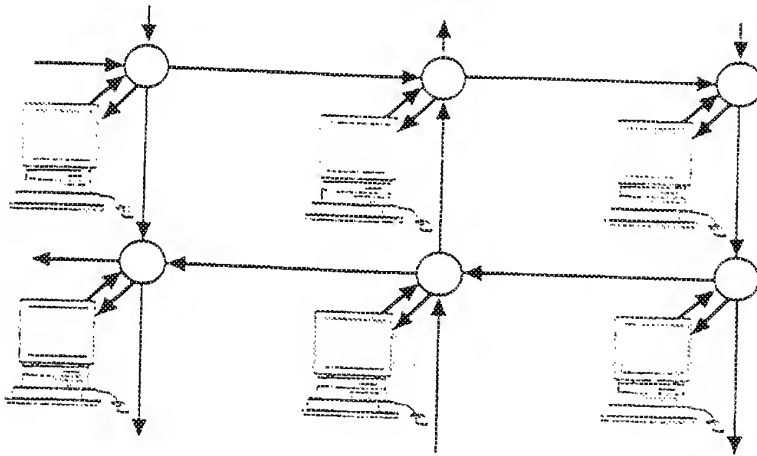
도면8



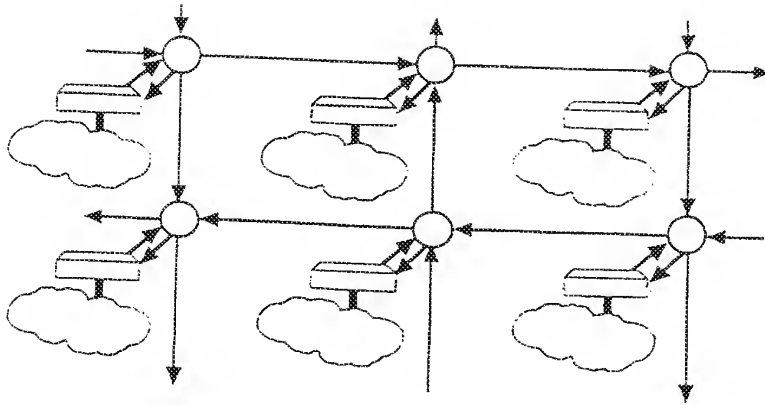
도면9



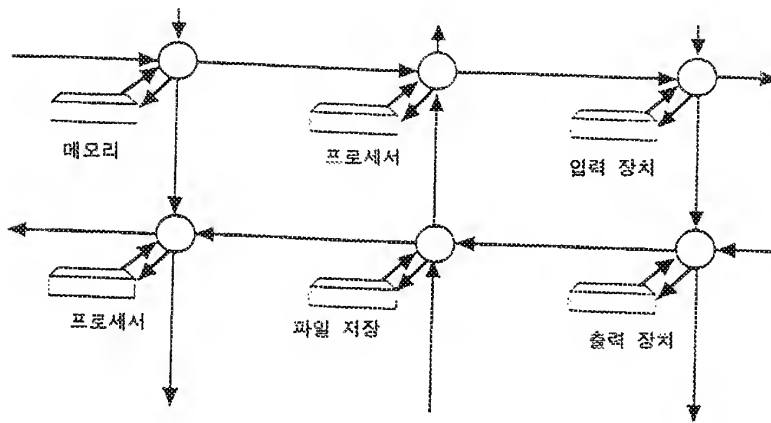
도면10



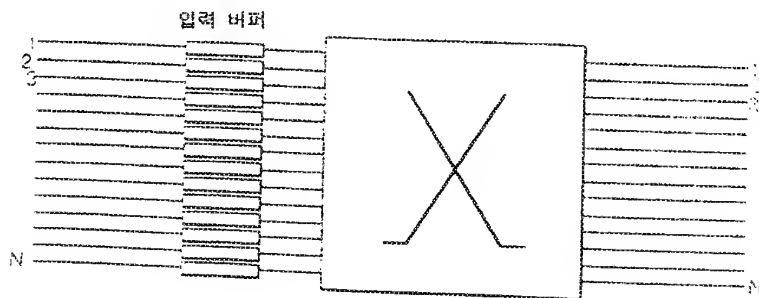
도면11



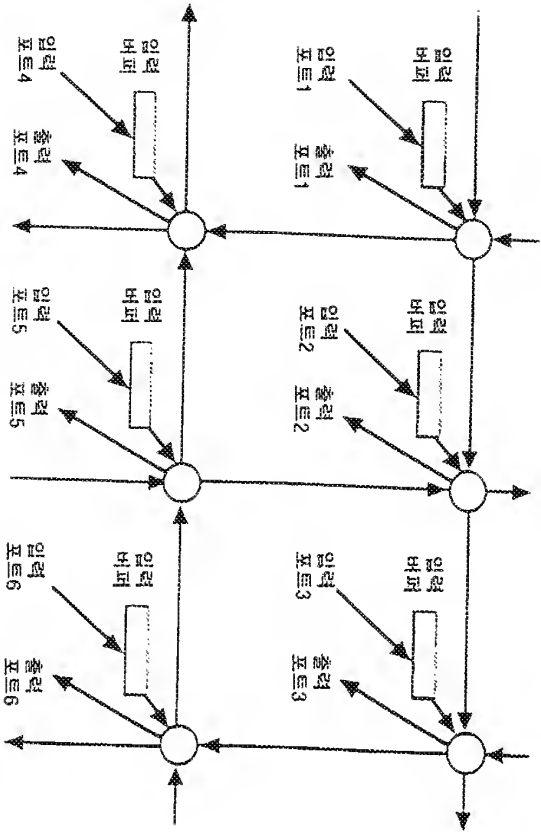
도면12



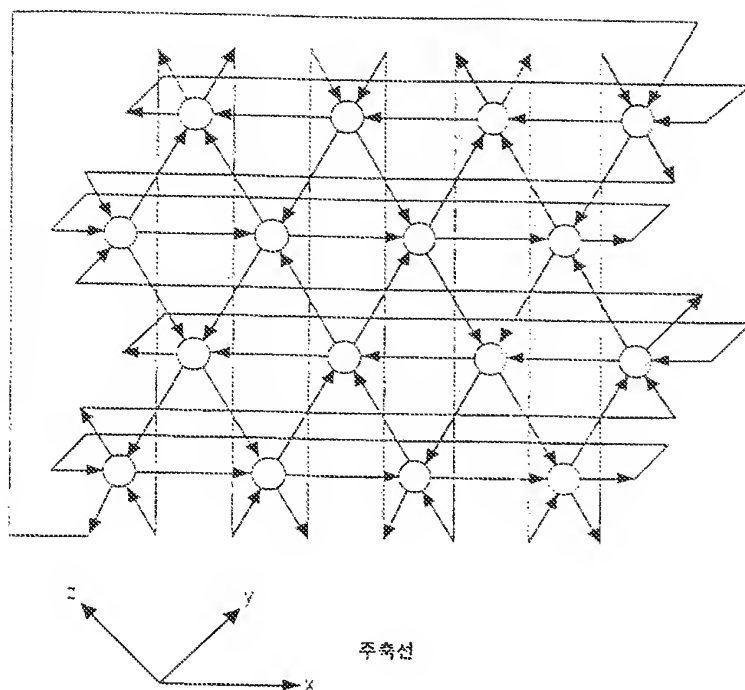
도면13

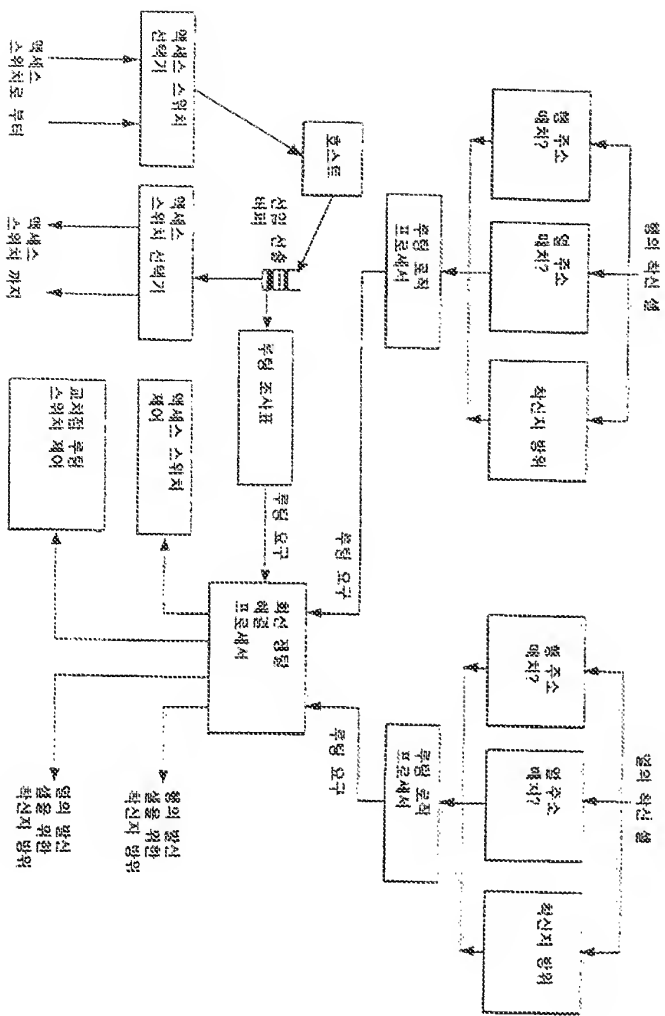


도면 14



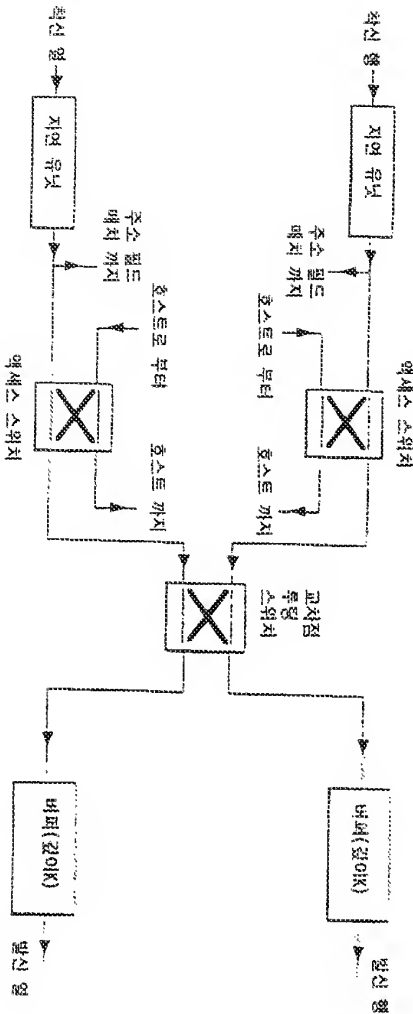
도면15



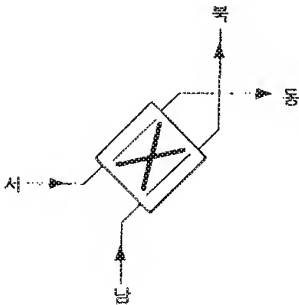


도면 16

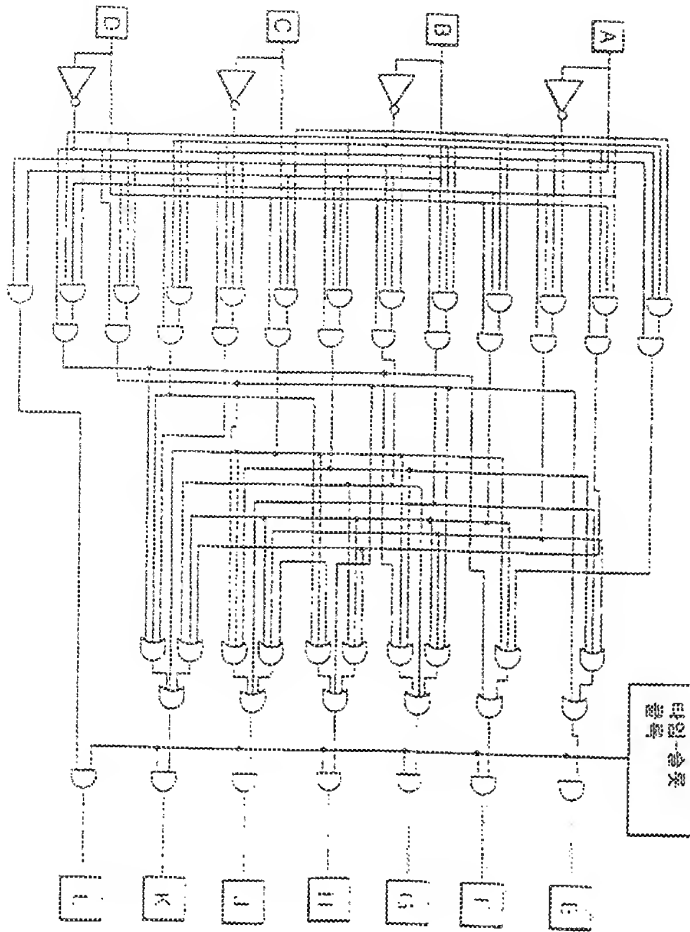
도면17



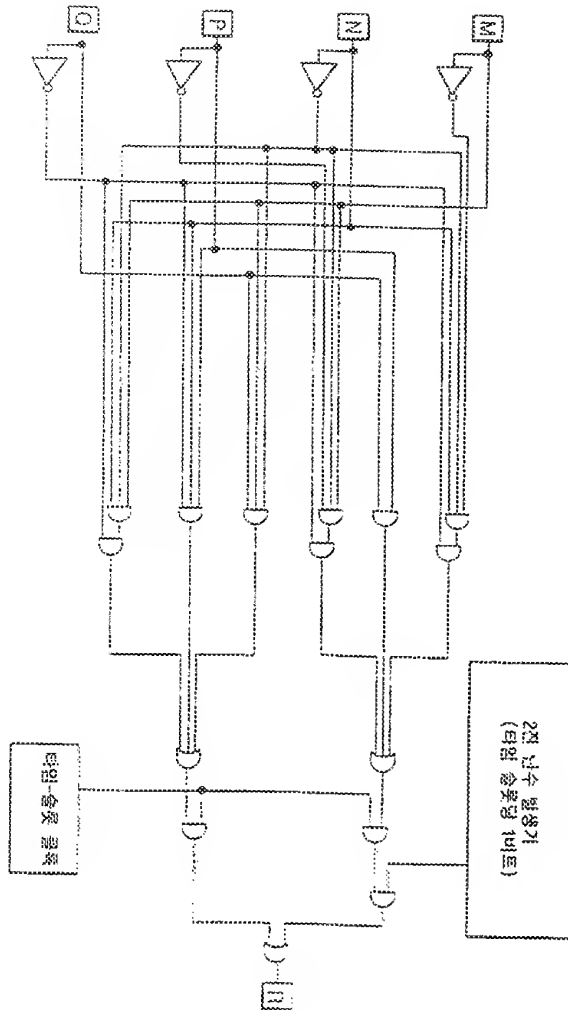
도면18



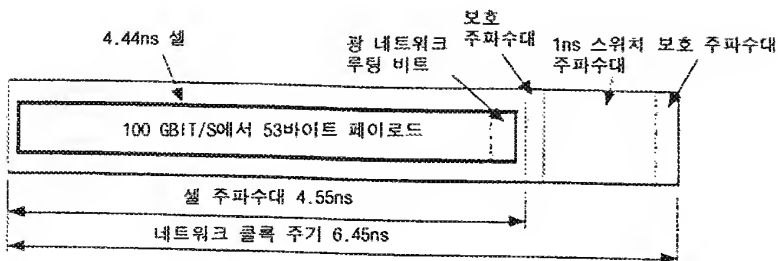
도면19



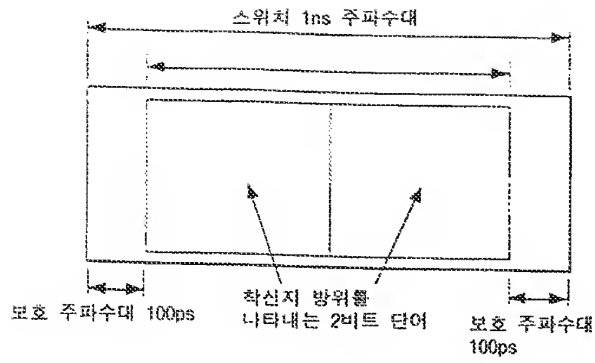
도면20



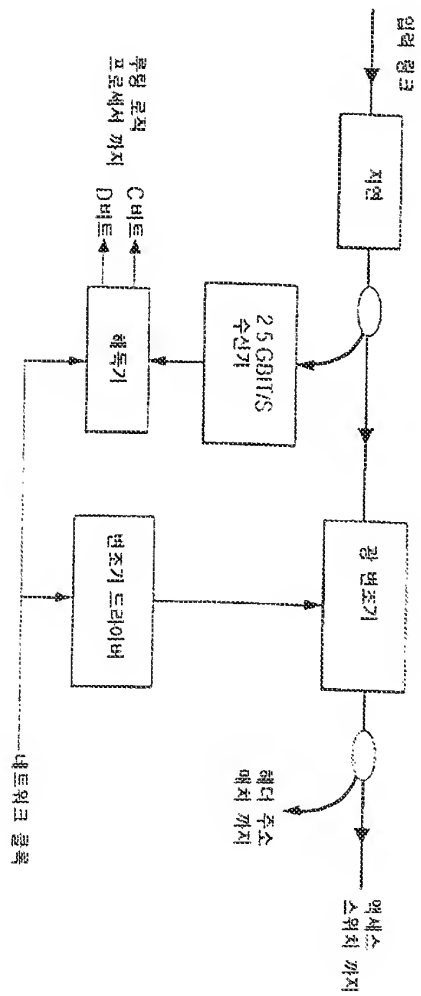
도면21



5B22



5923



도면 24

